위대한 김일성동지와 김정일동지는
영원히 우리와 함께 계신다

김일성종합대학학보

정보과학

제65권

JOURNAL OF KIM IL SUNG UNIVERSITY
Information Science Vol. 65 No. 4



김일성종합대학출판사

4

주체108(2019)

김일성종합대학학보 주체108(2019)년 제65권 제4호
정 보 과 학 (루계 제581호)

차 례

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

여러가지 교수형태가 구현된 전자교재작성의 한가지 방법

김순실, 조명혁

경애하는 최고령도자 **김정은**동지께서는 다음과 같이 말씀하시였다.

《모든 학과목들의 교육강령을 실용화, 종합화, 현대화의 원칙에서 전면적으로 검토하고 개선완비하며 교재들을 세계적수준에서 우리 식으로 잘 만들어야 합니다.》

교재는 학과목교육의 목적을 실현하기 위한 교원의 교수활동과 그에 따라 진행되는 학생들의 인식활동의 기초, 원천으로 되는 기본정보원천이다.

종전 프로그람작성법관련 전자교재에서는 명령문의 문법적형식과 기능, 프로그람실례들을 제시하고 그에 대한 설명을 통하여 프로그람작성의 문법적규범들을 활용하도록 하였다. 이러한 전자교재[2, 3]는 학생들의 흥미와 관심을 끌어당기지 못하고 프로그람개발도구에 의한 실기, 기능훈련을 실현할수 없다.

론문에서는 교재작성에서 깨우쳐주는 방법의 요구를 구현하기 위하여 실용화, 종합화, 현대화된 교재내용에 록음자료, 프로그람작성가상도구를 리용한 기능훈련용실기체계와 질문응답부를 도입하여 여러가지 교수형태가 구현된 전자교재를 작성하는 한가지 방법을 제안하였다.

1. 교재내용물의 구성

SCORM(Sharable Content Object Reference Model)에 따르면 교재내용물을 이루는 전자교재의 구조모형 E_ISM[1]은 다음의 부분품들로 구성된다.

$$E_ISM = \langle Resource,\ Organization,\ SCO,\ Metadata \rangle \quad (1)$$

여기서 Resource는 교재자원, Organization은 교재자원의 제시절차를 제공하는 내용물조직, SCO는 공유가능한 내용물객체, Metadata는 메타자료모임으로서 교재자료나 교재자원에 대한 정보를 제공한다.

선행한 교재자원모임 Resource는 본문, 정지화상, 동화상, 음성들로 구성되여 개요나 요약, 소개, 정의, 실례 등의 내용항목들과 련습 및 평가항목들을 제시하였다.

우리는 프로그람작성법관련교재내용물의 특성을 분석한데 기초하여 전자교재의 구조모형에서 교재자원모임 Resource를 다음의 요소들로 정의하였다.

$$Resource = \langle Introduction,\ Learning,\ Reference \rangle \quad (2)$$

여기서 Introduction은 과목소개물, Learning은 학습내용물, Reference는 참고내용물이다.

Resource는 identifier와 type, adlcp:scormType속성들을 의무적으로 가지며 href와 xml:base속성들은 선택적으로 가진다.

교재자원모임에서 기본요소는 Learning이다.

우리는 실천을 중심에 놓고 교재내용물이 학습자들의 사고를 끌어당기게 하기 위하여 실용화, 종합화, 현대화된 내용들로 Learning을 확장시켜 교재내용물을 다음과 같이 구성하였다.

Learning=<Sub, Items, Instruction_Type> (3)

여기서 Sub는 장/절제목, Items는 학습항목, Instruction_Type는 교수형태이다.

장/절제목에 따르는 학습항목들에 실용화, 종합화, 현대화된 본문과 화상, 초본문련결과 음성/동화상, 호상작용들, 프로그람가상도구에 의한 기능훈련과 질문응답에 의한 학습 및 시험물에 대한 실력평가를 진행할수 있게 한다.

2. 여러가지 교수형태의 구현

교육리론과 실천이 결합되여 현실에 적극적으로 응용되는 실기형과목인 《프로그람작성기술》과목의 전자교재를 지식전수위주의 교육으로부터 능력교육으로 나아가는 현대교육발전추세에 맞게 작성하는데서 특별히 중요한것은 교재집필에서도 깨우쳐주는 방법의 요구를 철저히 구현하는것이다.

우선 학습자들이 알기 쉽고 재미나며 실지 써먹을수 있게 현실적내용들과 최신과학기술성과자료들로 학습항목 Items들을 편집하여 인식능력과 실천능력을 높이는 교수형태들을 적용한다.

식 (3)의 학습항목 Items는 다음과 같이 구성한다.

Items=<cont, practicality, generalization, modernization> (4)

여기서 cont는 본문과 그림, 표 등의 다매체자료, practicality는 실용화자료, generalization은 종합화자료, modernization은 현대화자료이다.

C언어에서 리용하는 기본자료형들을 편집할 때 대학의 정보화체계에 있는 성적표의 매 마당에 대한 자료형들의 설정을 통하여 학습자들의 흥미를 높이고 그들의 사고를 끌어당기며 자기와 어떤 관계가 있다고 생각하게 하여 주동적으로 탐구하고 창조적으로 학습할수 있게 한다. 또한 다른 전공 및 일반기초과목들과의 밀접한 련계밑에 교재내용의 종합화를 실현하도록 한다.

조건처리명령문 if에 대하여 학습할 때 확률 및 수리통계학에서의 결정론적체계인 교통신호등체계의 매 상태가 전적으로 이전 상태에 의하여 결정되는것을 if명령문으로 종합화한다.

이와 함께 최신과학기술성과자료들을 적절한 학습내용물들에 삽입하여 학습자들의 관심을 높일수 있게 한다.

DO명령을 학습할 때 PID조절기자료를 제시하여 대상조종의 과도특성을 개선할수 있다는것을 알수 있게 한다.

PID조절기에서 입출력관계는

$$m(t) = k_p e(t) + k_i \int_0^t e(\tau) d\tau + k_d \frac{de(t)}{dt} \quad (5)$$

로 표시되며 전달함수형식으로 다음과 같이 표시된다.

$$G(s) = k_p\left(1 + \frac{1}{T_i s} + T_d s\right) \tag{6}$$

우리는 학생들의 학습활동에 교원의 교수활동을 유기적으로 결합시키며 실천을 중심에 놓고 교재내용물이 학습자들의 흥미와 사고를 끌어당기게 하기 위하여 식 (3)의 Instruction_Type에 세가지 교수형태를 식 (7)과 같이 구현하였다.

$$\text{Instruction_Type} = \langle \text{Sub, Exercise, Question_Answer, Examination} \rangle \tag{7}$$

여기서 Exercise는 기능훈련용련습물, Question_Answer는 질문－응답문, Examination은 시험물이다.

우리는 프로그람작성가상도구를 교재에 넣어주어 최소한의 시간에 프로그람을 작성하고 실행과정을 통하여 실기, 기능훈련을 실현할수 있는 교수형태를 Exercise(기능훈련용련습물)에 적용하였다.(그림 1)

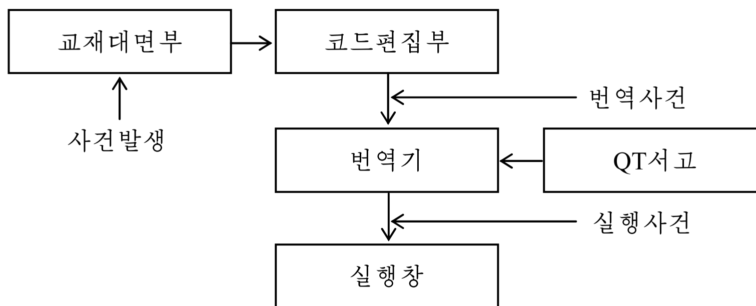


그림 1. 기능훈련용련습체계의 구성

또한 심리적인 싫증감을 없애고 실시간적으로 학습할수 있는 질문－응답체계를 질문－응답문에 담아 학습자들속에서 경쟁심을 불러일으키는 교수형태에 적용하였다.(그림 2)

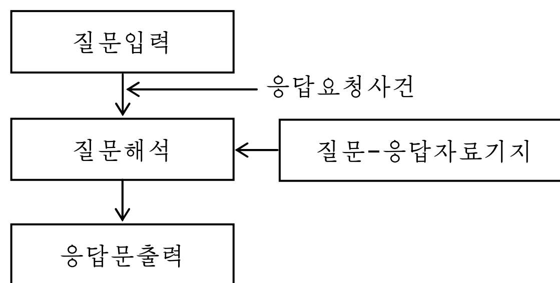


그림 2. 질문－응답체계의 구성

이와 함께 국규 13221:2011에 기초하여 작성한 3개 부류에 11개 류형의 1 000개 Examination(시험물)을 가지고 실력평가를 진행하는 자체학습평가체계를 통하여 인식능력과 응용능력을 높이는 교수방법[4]을 적용하였다.(그림 3)

우리는 실용화, 종합화, 현대화된 교재내용에 실리있고 우월한 교수형태가 구현된 전자교재를 리용하여 학습한 학습자들의 인식능력과 실기능력평가를 통하여 교재작성의 효과성을 검증하였다.

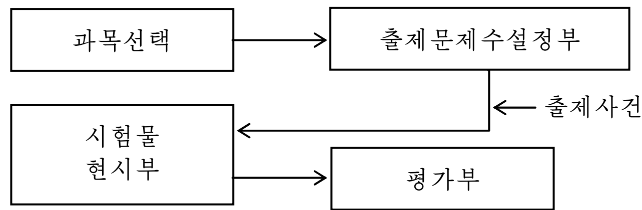


그림 3. 자체학습평가체계의 구성

주체107(2018)년 4월부터 주체107(2018)년 9월까지의 기간에 학부 1의 2학년 105명과 학부 2의 2학년 100명, 학부 3의 2학년 121명을 대상으로 《프로그람작성기술》과목에 대한 검증시험을 진행하였다.(표)

표. 성적표

학 부	인원수	최우등	우등	보통
1	105	34	66	5
2	100	41	57	2
3	121	39	79	3

국규 13221:2011에 기초하여 작성한 3개 부류 11개 류형의 1 000개 문제가운데서 인식능력과 응용능력을 평가할수 있는 370개 문제를 선택하였다.

학습자들의 실력평가는 론문에서 제안한 자체학습평가체계를 리용하여 진행하였다.

교수방법이 구현된 전자교재를 리용한 결과 학습자들의 평균성적이 그 전학년에 비하여 0.89점이상으로 올라갔고 최우등생비률이 13.62% 높아졌으며 락제생은 없고 보통생이 현저히 줄어들었다.

맺 는 말

실용화, 종합화, 현대화된 교재내용에 교수방법이 구현된 전자교재를 작성하고 학습자들의 성적변화를 통하여 교재작성의 효과성을 검증하였다.

참 고 문 헌

[1] **김일성**종합대학학보 정보과학, 65, 2, 40, 주체108(2019).

[2] 리조양; 콤퓨터와 프로그람기술, 4, 10, 주체102(2013).

[3] M. A. Pike; International Journal of Computer Science and Information Technologies, 3, 3, 4417, 2012.

[4] B. M. Monjurul Alom; I. J. Information Technology and Computer Science, 2, 1, 2018.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Electronic Instruction Create which Materializes Various Kinds of Instruction Type

Kim Sun Sil, *Jo Myong Hyok*

In this paper we have created a function exercise electron instruction which materializes various kinds of instruction methods in practicality, generalization, modernization contents, and have inspected an effectiveness of instruction use by student’s marks.

Key words: electron instruction, instruction structure model, function exercise

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

1:*n*망분리구조를 실현하는 실시간자료흐름체계의 한가지 실행모형과 체계감시방법

김정혁, 한석민

경애하는 최고령도자 **김정은**동지께서는 다음과 같이 말씀하시였다.

《첨단과학기술분야에서 세계적경쟁력을 가진 기술들을 개발하기 위한 투쟁을 힘있게 벌려야 합니다.》

망격리기능과 실시간체계감시는 최근에 망분리를 실현하는 실시간자료흐름체계를 설계하는데서 자주 제기되는 문제들로서 체계의 위상적구조와 개발비용에 큰 영향을 미친다.

선행연구[2]에서는 AMCES(automated monitoring and control electric system)와 같은 체계상태감시모형들을 제안하였으나 망격리기능이 필요한 자료흐름체계에 대하여 제안하지 못하였다.

또한 선행연구[1]에서는 1:1망분리환경에서 자료흐름과 체계감시에 대한 연구를 진행하였으나 보다 복잡한 망환경인 1:*n*망분리환경에서의 자료흐름과 감시에 대한 연구는 진행하지 못하였다.

론문에서는 공정간 결합방법에 의하여 1:*n*망분리환경에서 자료흐름과 감시체계설계방안에 대하여 제안하였다.

1. 1:*n* 실시간자료흐름체계의 구성방안

1:1망분리구조란 망격리기에 의하여 망이 내부망과 외부망으로 단순히 분리되는 망분리구조를 말한다.

1:*n*망분리구조란 *n*개의 망격리기에 의하여 망이 1개의 내부망과 *n*개의 외부망으로 분리되여 $n+1$개의 망이 이써네트통신규약으로 호상 망통신이 불가능한 망분리구조를 말한다.

그림 1에서 보는바와 같이 체계는 내부망의 자료원천들로부터 자료를 수집하여 2개의 외부망에 자료를 전송한다.

내부망에서는 자료수집콤퓨터에서 가동하는 자료수집공정에 의하여 자료가 수집되여 외부망 1과 2에 전송된다.

외부망 1과 2에서는 목적봉사기들에 feedback공정을 가동시켜 봉사기상태정보와 자료가 최종적으로 목적봉사기에 전달된 상태를 문서화하여 자료수집콤퓨터로 전송한다.

마지막으로 감시콤퓨터에서 가동하는 감시공정에 의하여 체계에 대한 상태를 종합적으로 열람할수 있으며 비정상상태에 대한 경보를 발생시킬수 있다.

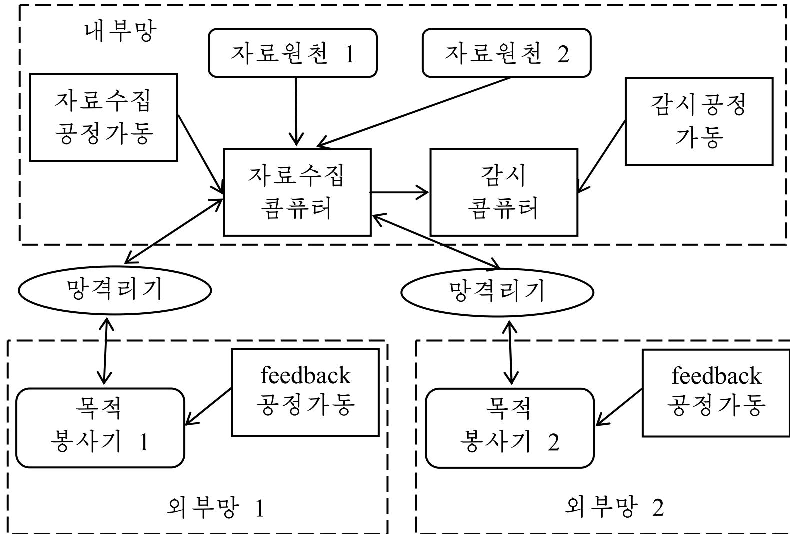


그림 1. 실행모형의 물리적구조

2. 자료수집공정의 처리흐름

자료수집공정의 처리흐름은 그림 2에서와 같이 meta자료에 기초하여 진행된다. 공정은 meta자료를 감시하고있다가 자료갱신을 검출하면 자료를 내리적재한다.

meta자료는 크기가 매우 작기때문에 실시간적인 일정에 따라 내리적재하여 자료의 갱신정형을 감시하여 자료동기화속도를 최대한 높일수 있다. 또한 감시체계에 공정수행의 정형에 대한 가시성을 보장하기 위한 자료로 공급된다.

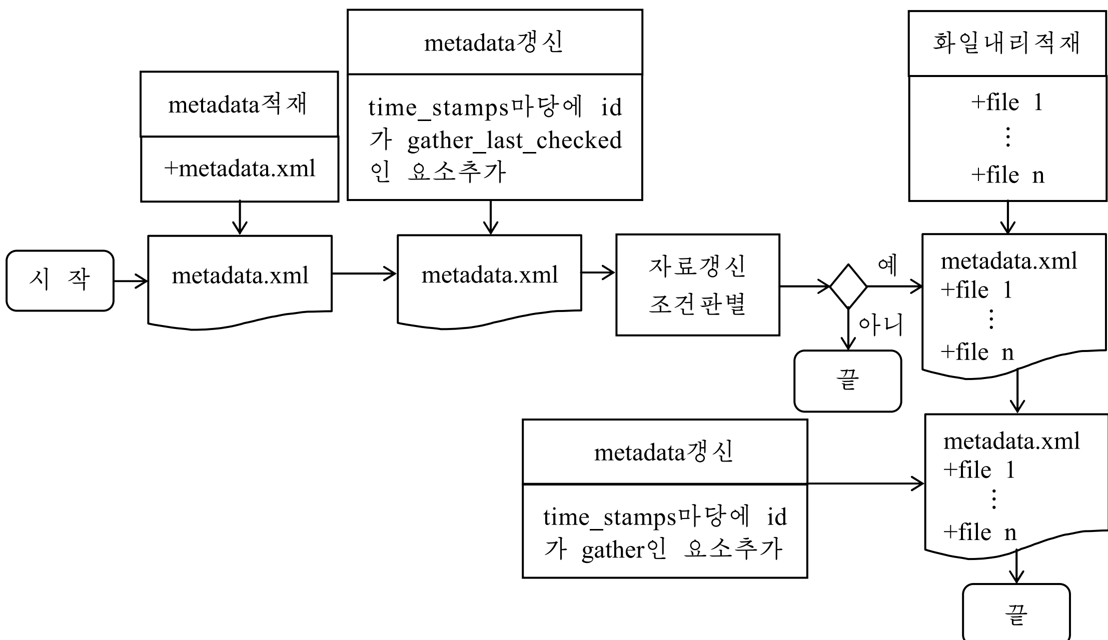


그림 2. 자료수집공정의 처리흐름

3. feedback공정의 처리흐름

감시체계가 내부망에 배치되여있기때문에 외부망들의 상태를 알기 위한 어떠한 기능이 필요하다. 이것은 외부망들에서 가동하는 feedback공정에 의하여 보장된다.

feedback공정에서는 그림 3에서 보여주는것처럼 목적봉사기의 상태정보를 수집하여 문서화하고 그것을 망격리기를 통하여 자료수집봉사기에 전송한다.

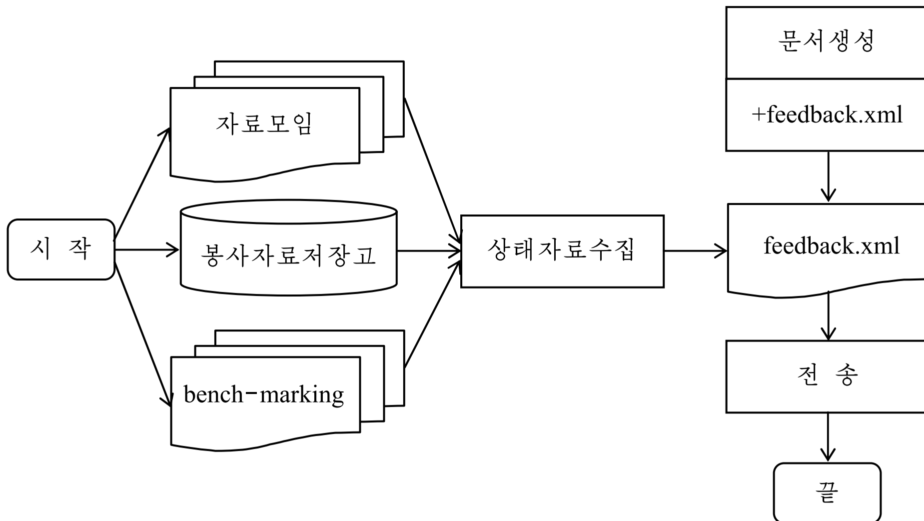


그림 3. feedback공정의 처리흐름

4. 감시공정의 처리흐름

감시공정은 자료수집공정의 meta자료들과 feedback공정이 전송한 문서들을 접수하여 체계상태를 열람할수 있는 대면부를 제공하며 비정상상태를 판별하여 경보를 발생한다.(그림 4)

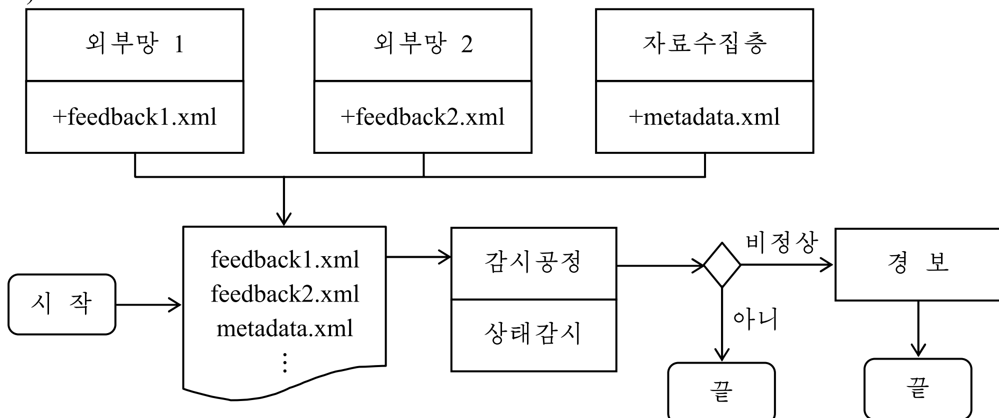


그림 4. 감시공정의 처리흐름

5. 공정간 결합방식

자료수집공정, feedback공정, 감시공정들은 병행으로 가동하며 다른 공정의 결과물을 입력하여 실행되는 방식으로 결합된다.

맺 는 말

1:n망분리환경에서 자료수집공정과 feedback공정, 체계감시공정들의 결합에 의한 실시간자료흐름체계의 구성방식을 제안함으로써 망분리환경에서 자료흐름의 동기화속도를 높이고 전체 체계에 대한 효률적인 감시를 실현할수 있게 하였다.

참 고 문 헌

[1] 김정혁, 한석민; 정보과학, 3, 11, 주체108(2019).

[2] W. L. Albert et al.; Electric Power Systems Research, 64, 129, 2003.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

An Applicable System Architecture Model for Real-Time Data Flow System to use 1 to n Network Isolation Infrastructure and a Method for the System Monitoring

Kim Jong Hyok, Han Sok Min

We described an applicable system architecture model for the real-time data flow system in order to implement an efficient system monitoring and speed synchronization of the data flow under 1:n network isolation infrastructure by cooperatively executing processes such as data gathering process, feedback process and system monitoring process.

Key words: network isolation, system monitoring

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

실마리어추출을 위한 개선된 TextRank알고리듬

김예화, 정만흥

인터네트의 급속한 발전으로 망상의 자료들이 폭발적으로 늘어나고있으며 이러한 자료들을 어떻게 자동적으로 처리하여 리용하겠는가 하는 문제는 매우 중요하게 제기되고 있다.

실마리어는 분문분류, 본문무리짓기를 비롯한 본문처리, 질문응답체계와 다중문서요약을 비롯한 정보검색체계들에서 유용하게 리용되며 실마리어를 추출하기 위한 많은 방법들이 제기되였다.

실마리어추출알고리듬[1]은 크게 감독학습 혹은 무감독학습방법으로 나누어볼수 있다.

감독학습방법에 기초한 실마리어추출알고리듬에서는 단어출현빈도와 TF-IDF, *n*-그람, 단어길이, 위치정보, 공기빈도수와 같은 특징들을 효과적으로 리용하였다.

무감독학습방법에 기초한 실마리어추출알고리듬에서는 문맥을 고려하고 실마리어들의 순위를 매기는데 point wise KL분리를 리용하였다.

선행연구[1]에서는 범위, 위치정보와 단어출현빈도의 영향을 TextRank모형에 도입하였다. 전통적인 TextRank모형에서는 단어그라프를 리용하는데 단어들사이의 의미를 고려하지 않고 평균적으로 처리하였다.

우리는 다중문서요약이나 정보검색에서 중요한 실마리어를 추출하기 위하여 단어들의 영향득점을 고려하여 TextRank알고리듬을 개선하였으며 그 성능을 평가하였다.

1. 실마리어추출

전통적인 TextRank알고리듬은 그라프에 토대한 알고리듬으로서 여기서 단어들은 그라프에서의 마디점들과 같고 단어들사이의 관계는 그라프의 릉과 같으며 단어들은 고정된 크기의 창문에서 단어들의 출현번호로 나타난다.

PageRank알고리듬[1]은 웨브페지들사이에 이어지는 웨브페지의 가능성이 우연적이고 동등하다는 원리에 기초하여 페지의 득점을 얻는다. 그러나 대다수 본문망들에서 단어들사이에는 관계가 있으며 이로부터 단어들사이의 관계의 세기를 고찰할 필요가 있게 된다.

전통적인 TextRank모형[1]은 무방향그라프로 표현한다.

$$G=(V,\ E)$$

여기서 V는 점모임, E는 릉모임($V\times V$ 의 부분모임)이다.

w_{ij} : 임의의 두점 v_i, v_j의 릉의 무게

$In(v_i)$: 점 v_i 를 가리키는 점들의 모임

$Out(v_i)$: 점 v_i 가 가리키는 점들의 모임

$TR(v_i)$: TextRank모형에 의해 얻어진 마디 v_i 의 득점

$$TR(v_i) = (1-d) + d \sum_{v_i \in In(v_j)} \frac{w_{ji}}{\sum_{v_k \in Out(v_j)} w_{jk}} TR(v_j) \quad (1)$$

d는 0~1의 값으로서 PageRank에서의 d와 같다.

TextRank알고리듬에서 그라프의 매 마디점에 대한 득점계산은 그라프의 매 점이 수렴할 때까지 그라프상에서 반복된다.

실마리어추출에서 단위는 단어들의 모임이다. 매 단위에 대하여 최종득점값이 얻어지면 실마리어로서 가장 높은 득점값을 가지는 웃준위 m개 단위가 선택된다.

그러나 TextRank는 영향－평형－전달단어그라프만을 작성한다.

문서의 단어그라프를 그림에 보여주었다. TextRank에서 3개의 마디가 단어 b와 련결되여있기때문에 단어 b가 단어 a에 기여하는 영향은 b의 1/3이다. 그러나 련결되여있는 단어들사이의 의미적관계는 모두 같지 않을수 있다.

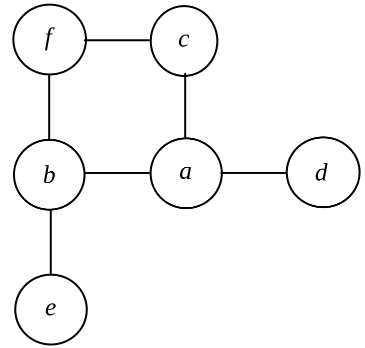


그림. 문서의 단어그라프

이로부터 우리는 단어들사이의 의미적관계를 고려하여 단어그라프에서 단어들의 득점을 평가하기 위한 방법을 제안하였다.

선행연구[2]에서는 word2vec의 단어들사이의 의미적관계를 평가하기 위한 방법으로서 대단히 큰 자료모임에 대한 련속벡토르표현을 제기하였다. 여기서 벡토르들은 의미류사성을 계산하는데 리용한다.

$W = \{w_0, w_1, \cdots, w_{N-1}\}$을 문서 d의 단어모임이라고 하자.

이때 W'는 단어모임 W에서 명사, 동사들로만 된 단어모임, p는 W'의 단어개수라고 하자.

W의 매 단어를 word2vec를 가지고 코퍼스에서 훈련한 후 K차원벡토르로 표현한다. 즉 단어 a의 벡토르표현은

$$vec_a = [v_0, v_1, \cdots, v_{k-1}],\ 0 \le k < N$$

이다.

단어의 벡토르표현으로부터 단어 a와 b의 의미류사도를 코시누스류사도로 계산한다.

$$sem_{ab} = \frac{\sum_{k=0}^{k-1} vec_a[k] \times vec_b[k]}{\sqrt{\sum_{k=0}^{k-1} vec_a[k]^2} \sqrt{\sum_{k=0}^{k-1} vec_b[k]^2}} \quad (2)$$

단어 b가 단어 a에 주는 영향전파식은 의미류사도에 의해 다음과 같이 정의한다.

$$S(b,\ a) = \frac{sem_{ab}}{\sum_{c \in Out(b)} sem_{cb}} S(b) \quad (3)$$

여기서 $Out(b)$는 단어그라프에서 단어 b가 지적하는 단어들의 색인모임으로서 TextRank와 같다. 그리고 $S(b)$는 단어 b의 영향득점이고 이외에 단어는 린접한 높은 출현빈도를 가지

는 단어들에 더 많은 영향을 전파한다고 가정한다.

이로부터 영향전파식 (2)에 tf-idf를 도입한다.

최종적인 영향전파식은 다음과 같다.

$$S(b,\ a)=\frac{sem_{ab}}{\sum\limits_{c\in Out(b)} sem_{cb}\times tfidf}S(b) \tag{4}$$

단어 a의 영향득점은 다음과 같이 계산한다.

$$Score(a)=(1-d)+d\times\sum_{b\in In(a)} S(b,\ a) \tag{5}$$

여기서 $In(a)$는 단어 a를 지적하는 단어들의 색인모임이다.

실마리어를 추출하는 과정은 다음과 같다.

먼저 주어진 문서로부터 단어분리를 진행한다.

분리된 단어들에 품사를 부여한다. 이때의 단어모임을 W로 한다.

품사부여된 단어모임으로부터 명사, 동사의 품사를 가진 단어이외의 기타 단어들을 W에서 제거하여 W'를 생성한다.

W'에 대한 단어그라프 G를 작성한다.

높은 출현빈도를 가지는 린접한 단어들에 더 큰 영향을 주도록 식 (5)를 반복실행한다.

그라프에 들어있는 매 단어에 대하여 최종득점값이 계산되면 단어들을 득점값에 따라 거꾸로 정렬한다.

순위화목록에서 웃준위의 m개 단어들을 실마리어로 등록한다. m은 추출하려는 실마리어의 개수이다.

2. 실마리어추출에 대한 실험결과

명사, 동사, 사용자사전단어들을 제외하고 다른 단어들을 려과한다.

TextRank의 d값은 0.85로 설정하고 창문크기는 10으로 설정하였다. TR에서는 영향전파식으로 식 (1)을 리용하며 TR_score에서는 식 (5)를 리용한다.

우리가 사용한 평가척도로는 적중률, 완전률, F-척도이다.

전통적인 TextRank와 제안한 방법을 비교하였다.

실험은 3개의 실마리어가 추출된 경우와 비교하였다.

적중률, 완전률, F-척도는 다음과 같이 계산된다.

적중률: $P=\dfrac{|S_s\cap S_h|}{|S_s|}$

완전률: $R=\dfrac{|S_s\cap S_h|}{|S_h|}$

F-척도: $F=\dfrac{(\beta^2+1)\times P\times R}{\beta^2\times P+R}$

여기서 S_h는 정답문장모임, S_s는 체계가 출력한 대답문장모임이며 β는 적중률과 완전

률의 중요도를 조절하는 상수이다.($\beta = 2$)

$m = 3$(실마리어개수가 3)일 때 실마리어추출알고리듬의 성능을 비교하였다.(표)

표. 실마리어추출알고리듬의 성능비교

실험방법	P	R	F
TR	0.407	0.290	0.307 69
TR_score	0.510	0.349	0.372 52

표에서 보여주는바와 같이 제안한 방법이 전통적인 TextRank알고리듬에 비하여 우월하다는것을 알수 있다.

맺 는 말

실마리어추출을 위하여 단어그라프에서 단어들사이의 의미관계를 고려하여 단어의 득점계산식을 제안하고 그에 기초하여 TextRank알고리듬을 개선하였으며 제안된 알고리듬의 효과성을 검증하였다.

참 고 문 헌

[1] X. Tian; New Technology of Library and Information Service, 9, 30, 2013.
[2] T. Mikolov et al.; Advances in Neural Information Processing Systems, 26, 3111, 2013.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Advanced TextRank Algorithm for Keywords Extraction

Kim Ye Hwa, Jong Man Hung

In this paper, we improved the word score calculation in TextRank algorithm.

Considering the relation between the words in the document, we proposed the semantic similarity and the effect propagation formula between the words and so using it, we improved the score calculation of each word.

Key words: TextRank algorithm, word graph

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

Fat-tree구조를 리용한 자료중심망에 대한 연구

리경심, 리일남

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《새로운 과학기술분야를 개척하기 위한 사업도 전망성있게 밀고나가야 합니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제11권 138페지)

오늘날 대규모클라스터들에서의 주되는 장애는 마디사이통신대역폭제한이다.

대규모클라스터들을 위한 통신구조에는 두가지 형태가 있다.

우선 InfiniBand[1]나 Myrinet[1]와 같이 하드웨어와 통신규약들을 전문화한 구조이다. 이러한 구조는 비용이 많이 들고 TCP/IP응용프로그람들과 호환이 되지 않으므로 일반적으로 리용하지 않는다.

다음으로 계층형위상구조를 리용한 구조이다. 상품이써네트스위치와 경로기들을 리용하고 TCP/IP응용프로그람, 조작체계, 하드웨어들과 호환가능하므로 이 구조를 많이 리용한다.

계층형위상구조[2]에서는 대역폭문제를 해결하기 위하여 웃준위에 성능이 높은 비싼 10Gbps스위치를 배치하지만 규모가 확대되는데 따라 뿌리계층에서의 병목현상이 해결되지 못하고있다.

따라서 비싼 스위치가 아니라 눅은 일반스위치를 합리적으로 배치하여 적당한 비용으로 대역폭제한을 해결하기 위한 Fat-tree구조[1]가 제안되였다.

그러나 Fat-tree구조를 리용한다고 해도 단일경로조종을 하는 경우 앞붙이개수가 너무 크기때문에 Fat-tree구조의 우점을 리용할수 없게 한다.

론문에서는 Fat-tree위상구조의 우점인 여유경로를 리용할수 있는 합리적인 경로조종방법인 2준위경로조종방법을 제안하였다.

1. 주 소 화

론문에서는 망의 모든 주소를 전용주소 10.0.0.0/8내에서 할당한다.

포드스위치들은 다음과 같은 주소형식을 가진다.

(10.pod.switch.1)

여기서 pod는 포드의 번호([0, $k-1$])를 가리키며 switch는 포드내에서 스위치의 번호([0, $k-1$], 왼쪽에서 오른쪽으로, 우에서 아래로)를 가리킨다.

핵심부스위치에서는 10.k.j.i형식의 주소를 할당하는데 여기서 j와 i는 $(k/2)^2$개의 핵심부스위치의 자리표를 나타낸다.

포드에 련결된 말단호스트의 주소는 자기와 련결된 스위치에 따라 10.pod.switch.ID의 형식으로 설정하는데 ID는 부분망내에서의 위치([2, $k/2+1$], 왼쪽에서 오른쪽으로)를 표현한다.

모든 낮은준위스위치는 $k/2$개의 말단호스트들로 구성된 마스크가 /24인 부분망을 담당한다.

그림 1에 $k=4$인 경우 Fat-tree구조의 주소화형식을 보여주었다.

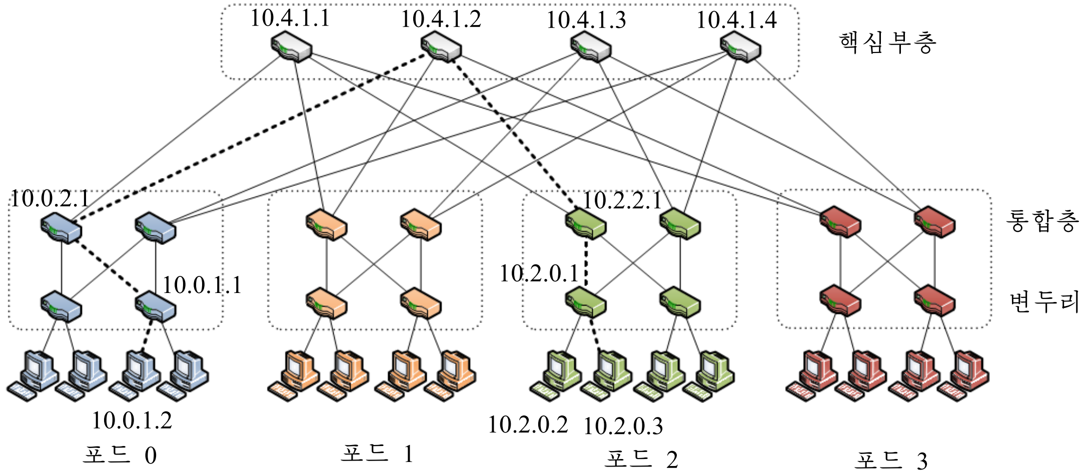


그림 1. $k=4$인 경우 Fat-tree구조의 주소화형식

이 방법은 주소공간을 랑비하지만 경로조종표를 간단하게 한다.

합리적인 경로조종을 위하여 2준위앞붙이표에 기초한 경로조종표를 제안한다.

2준위경로조종표의 첫번째 표에는 두번째 표의 주소를 가리키는 1개의 항목을 추가한다. 첫번째 표에서 앞붙이는 2준위뒤붙이가 없는 경우 즉시 처리되며 두번째 표는 첫번째 표와 련결되게 된다.

2준위경로조종표를 사용하여 10.0.1.2인 원천지에서 10.2.0.3인 목적지까지 파케트들을 전송한다.(그림 2)

Prefix	Output port
10.2.0.0/24	0
10.2.1.0/24	1
0.0.0.0/0	→

Suffix	Output port
0.0.0.2/8	2
0.0.0.3/8	3

그림 2. 2준위경로조종표실례

이 경로조종표는 10.2.2.1스위치에 해당한 표이다.

2준위경로조종표는 경로기의 비교대기시간을 약간 지연시키지만 하드웨어에서의 병렬앞붙이검색에서는 표의 크기가 매우 작으므로 지연이 크지 않다.

그림 2에서 보는바와 같이 모든 포드스위치들의 경로표에는 앞붙이나 뒤붙이의 개수가 $k/2$보다 작다.

이써네트스위치들에서 내용주소화기억방식(CAM)을 리용하여 2준위경로조종을 수행한다.

TCAM(Ternary Content-Addressable Memory)은 집중탐색에 리용하며 비트패턴에 대한 탐색에 리용되는 접근알고리듬보다 빠르다.

TCAM은 단순박자순환의 모든 항목들을 병렬로 탐색하는 탐색방법을 사용하고있다.(그림 3)

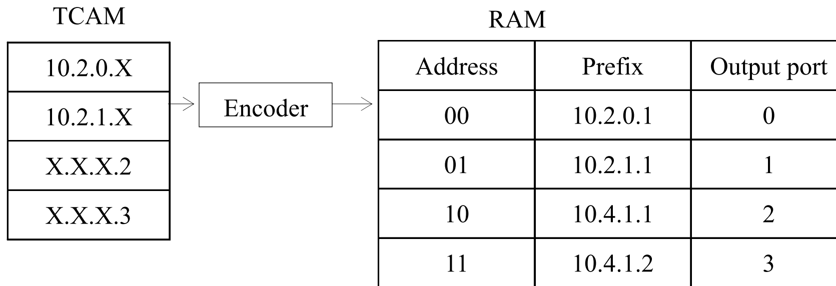


그림 3. 2층경로조종표의 TCAM실현실례

TCAM은 특수한 위치에서 0, 1비교연산을 진행하는 비보호비트들을 보관하는 방법으로 경로표의 뒤붙이들을 보관한다.

TCAM은 용량이 작은 기억장치이지만 매 비트에 대해 대단히 빠르고 비싸다.

TCAM으로 2준위경로조종표를 실현하여 속도를 제고한다.

2. 2준위경로조종표생성알고리듬

Fat-tree에서의 웃준위, 낮은준위스위치는 통신흐름분배기로 동작한다.

모든 포드와 핵심부스위치들에서 전송표들을 생성하기 위한 단계들은 다음과 같다.

① 포드스위치

개별적인 포드스위치에는 같은 포드에 포함된 부분망들에 대한 앞붙이들이 있다.

포드사이통화에 대해서는 호스트식별자를 일치시키는 2준위표에 /0인 마스크를 앞붙이로 추가한다.

포드의 웃준위스위치의 경로조종표알고리듬은 포드내의 웃준위스위치들의 경로조종표를 생성하는 과정을 보여준다.

포드의 웃준위스위치의 경로조종표알고리듬은 다음과 같다.

```
for each pod x in [0, k－1]do
 for each switch z in [(k/2), k－1]do
        for each subnet i in [0, (k/2)－1]do
               addPrefix(10.x.z.1, 10.x.i.0/24, i);
        end
        addPrefix(10.x.z.1, 0.0.0.0/0, 0);
        for each host ID i in[2, (k/2)+1]do
```

```
                addSuffix(10.x.z.1, 0.0.0.i/8, (i－2+z)mod (k/2)+(k/2));
        end
  end
end
```

포드의 웃준위스위치의 경로조종표알고리듬은 같은 호스트식별자를 가진 하나의 호스트에로 전송요구가 있을 때 각이한 낮은준위스위치로부터 통화량이 집중되여 같은 웃준위스위치로 빠져나가는것을 피하도록 한다.

낮은준위포드스위치들에 대하여 볼 때 포드의 웃준위스위치의 경로조종표알고리듬의 3행에서 그 부분망의 통화가 절환되기때문에 마스크가 /24인 부분망의 앞붙이들을 생략할수 있으며 포드내부와 포드사이통화는 웃준위스위치에서 고르롭게 분할되게 된다.

② 핵심부스위치

매 핵심부스위치들이 모든 포드(포구 i가 포드 i에 련결)에 련결되기때문에 핵심부스위치들은 핵심부스위치의 경로조종표알고리듬에서 보여주는바와 같이 목적지포드를 가리키는 마스크가 /16인 앞붙이들을 포함한다. 이 알고리듬은 크기가 k인 표들을 생성한다.

핵심부스위치의 경로조종표알고리듬은 다음과 같다.

```
for each j in [1, (k/2)] do
  for each i in [1, (k/2)] do
        for each destination pod x in[0, k－1]do
              addPrefix(10.k.j.i, 10.x.0.0/16, x);
        end
  end
end
```

3. 분 석

① 흐름일정관리기의 시간과 기억공간요구

표 1에 2.33GHz PC에서 동작하는 흐름일정관리기의 시간과 기억공간요구를 보여주었다.

표 1. 흐름일정관리기의 시간과 기억공간요구

k	호스트개수	평균응답시간/μs	련결상태기억	흐름상태기억
4	16	50.9	64B	4KB
16	1 024	55.3	4KB	205KB
24	3 456	116.8	14KB	691KB
32	8 192	237.6	33KB	1.64MB
48	27 648	754.43	111KB	5.53MB

k가 변할 때 배치요구를 처리하는 평균시간과 련결상태 및 흐름상태자료구조에 필요한 전체 기억을 측정하였다.

27 648개의 호스트망에서 일정관리기는 5.6MB의 기억을 요구하며 0.8ms이내에 흐름을 결정할수 있다.

② 대역폭

표 2에 망의 통합층대역폭을 보여주었다.

대역폭측정을 통하여 알수 있는바와 같이 모든 포드사이통신에서 계층형위상구조를 리용하면 리상적인 대역폭이 28%이다.

표 2. 망의 통합층대역폭

실 험	계층형위상구조/%	Fat-tree의 2준위경로조종표/%
우연통신	53.4	75
stride(1)	100	100
stride(2)	78.1	100
stride(4)	27.9	100
stride(8)	28.0	100
포드사이입력	28.0	50.6
같은 ID출력	27.8	38.5

표 2에서 stride(i)는 식별자가 x인 호스트와 식별자가 (x+i)mod16인 호스트와의 통신이다.

2준위경로조종표를 리용하면 우연통신에서 리상적인 대역폭이 75%이다. 포드사이통신인 경우에 50%로서 통합층에서 같은 출력포구로 전진하므로 결국 전체적인 기대값은 75%로 된다.

맺 는 말

Fat-tree구조를 리용한 자료중심망에서 유효대역폭을 확장하기 위해 2준위경로조종표를 제안하였다.

계층형위상구조를 리용하는 경우 리상적인 대역폭이 28%일 때 론문에서 제안한 방법은 리상적인 대역폭을 75%로 확장하였다.

론문에서 제안한 방법은 현재 존재하는 기술들보다 상당히 적은 비용으로 확장가능한 대역폭을 제공한다.

참 고 문 헌

[1] Gary Lee; Understanding Cloud-based Data Center Networks, Elsevier, 75～180, 2014.

[2] Kailash Jayaswal; Administering Data Centers, Wiley, 340～410, 2006.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Study on Data Center Network Using Fat-tree Topology

Ri Kyong Sim, *Ri Il Nam*

In this paper two-level routing table was proposed of spraying the traffic to solve the communication bandwidth limitation in Data Center Network using Fat-tree topology.

As the result, using two-level routing table improves the bandwidth, to 75% and reduces for quarter in cost as compared with hierarchical design.

Key words: bandwidth, Data Center Network

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

망자료흐름에서 중간결과를 위한 자료형식선택의 한가지 방법

리경심, 리일남

Hadoop클라스터상에서 대규모의 자료분석은 자료집중형흐름 DIW(Data Intensive Workflow)에 의하여 수행되고있다.

Hive와 Pig는 Hadoop상에서 분석과제실행을 쉽게 하기 위한 프레임워크로서 여러개의 관흐름화된 MapReduce일감[2]들에 과제들을 분배한다.

모든 과제수속결과들은 중간결과를 참고하며 중간결과들은 련속적으로 일어나는 이후의 과제에 재리용된다.

MapReduce프레임워크의 동작과정에 발생되는 작업량을 분석한데 의하면 중간결과의 80%가 DIW(Data Intensive Workflow)의 여러 부분에서 재호출된다는것을 알수 있다. 재호출하는 자료흐름의 속도를 높이기 위해 타당한 중간결과들을 실체화하는것이 중요하다.

분산Hadoop화일체계 HDFS[2]상에서는 실체화를 위한 입출력연산비용이 크다.

그러므로 불필요한 읽기/쓰기수행으로 DIW의 실행비용이 증가한다.

선행연구[2]에서는 읽기/쓰기연산량을 줄이기 위해 빠른 적재, 빠른 질문처리, 효과적인 기억리용을 위한 자료형식을 제안하였다. 그러한 자료형식에는 RCFile, Avro, Parquet 그리고 SequenceFile들이 있다.

선행한 자료형식들은 서로 론의하는 구조가 다르다.

Avro에서는 실체화를 위해 수평구조를 리용한다면 Parquet에서는 혼성구조를 리용하고있는데 이것들은 다 넓은 의미에서 최상의 선택이라고 볼수 없다.

서로 다른 작업(workload)은 서로 다른 구조를 요구하므로 하나의 고정된 자료형식으로 중간결과들을 저장하는것은 불합리하다.[1]

리상적으로 실체화된 결과들은 가장 적합한 형식으로 그 이후의 재리용을 위해 저장해야 한다.

론문에서는 적당한 자료형식을 선택하여 이후의 련속적인 리용에서 중간결과의 적재시간을 줄이고 전체적으로 DIW의 실행비용을 줄일수 있는 방법을 제안하였다.

1. 자료형식선택을 위한 규칙

실체화된 중간결과를 위한 자료형식을 선택하는 규칙에 앞서 모형에 대한 형식화를 진행하였다.

$DIW \leftarrow DAG(V,\ E)$

$V = \{v_1,\ v_2,\ \cdots,\ v_n\}$, $E = \{e_1,\ e_2,\ \cdots,\ e_n\}$

$M \subseteq V,\ \forall x \in M,\ O(x) \subseteq E$

$getOP : E \to \{op_1, op_2, \cdots, op_n\}$

$getType : E \to \{Type_1, Type_2, \cdots, Type_n\}$

$getCol_{op} : op \to P\{col_1, col_2, \cdots, col_n\}$

$getCol_v : V \to P\{col_1, col_2, \cdots, col_n\}$

$getBest : M \to \{format_1, format_2, \cdots, format_n\}$

DIW는 정점 V와 변두리 E로 이루어진 그룹이다.

하나의 정점은 하나의 자료묶음을 나타내며 하나의 변두리는 하나의 연산을 의미한다. 즉 변두리는 시작정점자료에 적용한 연산이다. 끝정점은 입력자료를 처리한 후의 연산자에 의하여 전달되는 자료를 의미한다. 하나의 변두리는 스키마정보들로 이루어진다.

함수 $getOP$와 $getType$는 하나의 주어진 변두리에 해당한 연산자의 실체와 형태를 얻는다. 그외에 함수 $getCol_{op}$는 연산이 수행된 렬묶음을 얻는 함수이며 $getCol_v$는 하나의 정점의 렬묶음을 얻는 함수이다. 그리고 M은 정점의 부분묶음으로서 실체화된 마디, $O(x)$는 변두리의 부분묶음으로서 실체화된 마디로부터 나가는 변두리이다. 결국 하나이상의 형식을 결정하는 규칙들중의 부분조합은 실체화된 마디를 위해서 적합하다.

론문에서는 그것들중 하나를 선택하기 위해 함수 $getBest$를 제안하였다.

주어진 실체화된 마디를 위해 어떤 형식을 선택하겠는가를 결정하는 규칙은 잘 알려진 수직, 수평, 혼합구조들로부터 도출된다.

규칙 1 $x \to$ SequenceFile, IF size($getCol_v(x)$) = 2

규칙 2 $x \to$ Parquet, IF $\exists e \in O(x)$, WHERE $getType(e) \in \{AggregationOPs\}$

규칙 3 $x \to$ Parquet, IF $\exists e \in O(x)$, WHERE $getCol_{op}(getOP(e)) \subseteq getCol_v(x)$

규칙 4 $x \to$ Avro, IF $\forall e \in O(x)$, WHERE $getCol_{op}(getOP(e)) = getCol_v(x)$

규칙 5 $x \to$ Avro, IF $\exists e \in O(x)$,
WHERE $getType(e) \in \{Join, CartesianProduct, GroupALL, Distinct\}$

규칙 1은 2개의 렬로 이루어진 실체화된 마디에 대해서는 SequenceFile을 선택한다.

규칙 2는 자료들을 통합할 때 Parquet를 선택한다. 그것은 Parquet가 매 렬들에 대하여 정적인 정보들을 저장하기때문에 통합할 때 가장 효과적이기때문이다.

규칙 3은 Parquet가 혼성구조를 실현하였기때문에 자료의 부분묶음을 읽을 때 그리고 렬들의 부분조합에 연산을 적용할 때 가장 좋은 선택이라고 본다.

반대로 Avro는 모든 자료를 읽거나 연산을 렬들의 부분조합에 적용하지 않을 때 선택한다. 이것은 수평구조를 실현하는 Avro의 련속적인 과정이다. 규칙 4와 5는 Avro를 리용한다.

정의된 탐색규칙은 서로 배제한다. 즉 정해진 순서가 없이 서로 독립적으로 적용된다. 또한 규칙들은 혼성구조에 의하여 부분합계되므로 수직구조를 론의하지 않는다.

탐색규칙들을 적용할 때 다중선택이 적합한 경우들이 있으므로 이때 함수 $getBest$를 리용한다.

이 함수는 Parquet에 제일 높은 우선권을 할당한다. 그것은 Parquet가 많은 특성들을 가지고있고 하나이상의 유연한 동작들을 수행할수 있기때문이다. 두번째 우선권은 Avro에 할당한다. 그것은 자료를 읽는 속도가 높고 다음 스키마정보를 저장하기때문이다.

끝으로 제일 마지막순서는 SequencegFile이다. SequenceFile은 열쇠－값형태의 자료를 선택할 때에만 리용한다.

2. 자료형식선택에 기초한 중간결과의 저장

PROJECT와 FILTER연산자가 출력되는 실체들의 자료량을 줄이는 연산이라면 JOIN, GROUP, CoGROUP(GROUP BY와 JOIN연산결합)연산자들은 계산집중적인 연산이다. 이러한 연산들은 DIW에서 련속적으로 재리용되므로 실체화된 중간결과들을 저장하는것이 유용하다. 즉 입력된 작업흐름을 가지고 실체화된 마디들을 가장 적합한 자료형식으로 선택하여 DIW에 되돌려준다.(그림 1)

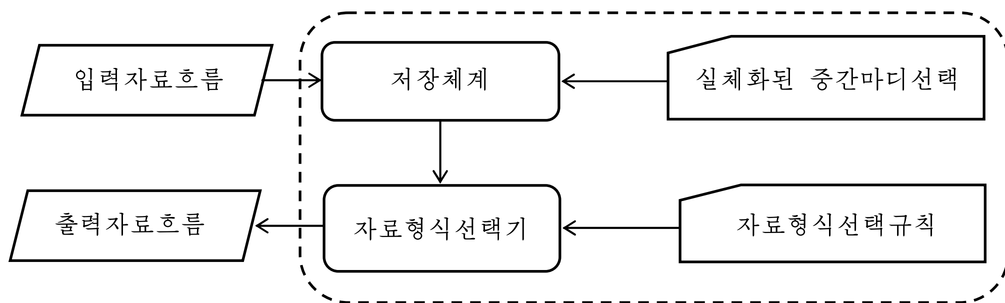


그림 1. 실체화된 중간결과저장기

Pig는 Hadoop클라스터상에서 실행되는 DIW들을 위한 가장 대중적인 언어이므로 실체화된 중간결과저장기와의 호환성문제를 해결할수 있다.

론문에서 제안한 탐색규칙은 오직 실체화된 마디들을 읽어내는 련속적인 스크립트들의 첫번째 연산자만 고찰한다. 그것은 첫번째 연산자가 디스크로부터 자료를 읽어내는데 효과적이고 련속적인 연산자들은 기억으로부터 자료를 읽어내는데 효과적이기때문이다. 자료형식이 결정된 다음 선택된 자료형식으로 직렬전송된다.

직렬과정은 Avro와 Parquet에서 복잡하지 않다. 그것은 Avro와 Parquet가 직렬 혹은 비직렬과정에 투플들의 스키마를 자동적으로 추측하기때문이다.

SequenceFile은 직렬 혹은 비직렬화를 위해 열쇠－값형태의 자료를 요구한다.

그러므로 론문에서 제안한 체계는 개개의 투플을 열쇠－값형태의 자료(하나의 속성은 열쇠, 다른것은 값)로 자동적으로 변환한다.

3. 실험 및 결과분석

론문에서는 자료묶음과 질문을 만드는 표준TPC-H도구를 리용하며 1～128GB의 자료를 생성하여 분석하였다.

그림 2에 이전의 고정된 자료형식들을 리용할 때와 론문에서 제안한 방법을 리용할 때의 성능을 보여주었다.

론문에서 제안한 방법은 평균 SequenceFile에 비해 32%, Avro에 비해서 19%, Parquet에 비해 4%의 성능개선을 보여주어 전체적으로 18%의 성능을 개선하였다.

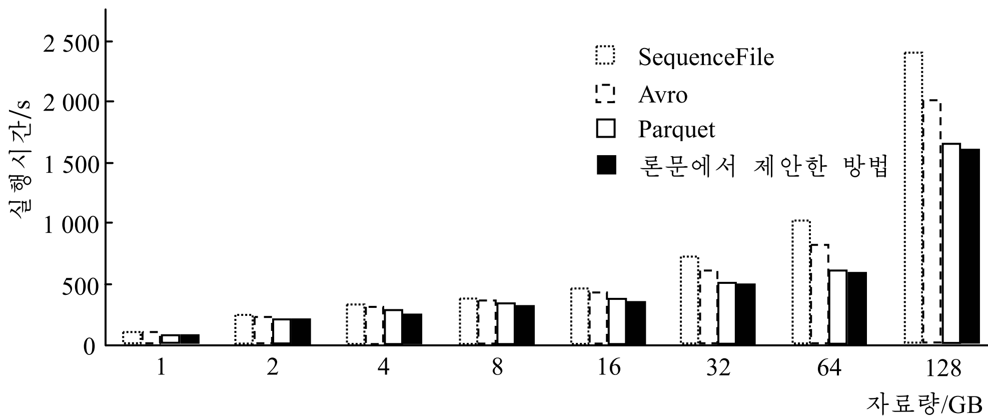


그림 2. 고정된 자료형식을 리용할 때와의 비교

맺 는 말

DIW에서 적당한 자료형식으로 변환할 실체화된 중간결과들을 선택하여 이후의 련속적인 연산에 리용하는 자료형식선택저장방법을 제안하여 전체적인 실행시간을 줄이였다.

참 고 문 헌

[1] Z. Mahmood; Data Science and Big Data Computing, Springer, 191～220, 2016.

[2] C. Lam; Hadoop in Action, Manning, 55～120, 2010.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Data Format Choosing for the Intermediate Results in the Data Intensive Workflows

Ri Kyong Sim, *Ri Il Nam*

In this paper was proposed the method to choose and store the appropriate data format for materializing intermediate results in DIW(Data Intensive Workflows) because subsequent workflows would be used.

Our approach provides on average 32% in speedup over fixed SequenceFile, 19% in speedup over fixed Avro, 4% in speedup over fixed Parquet and overall, it provides 18% in speedup.

Key words: intermediate result, DIW-Data Intensive Workflow

김일성종합대학학보　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　주체108(2019)년
정보과학　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　　제65권　제4호

XML문서접근조종을 위한 보안방책작성의 한가지 방법

문명옥, 김광일

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《과학기술을 발전시키는것은 나라의 경제를 빨리 발전시키기 위한 중요한 담보입니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제11권 133페지)

XML형태로 작성되는 문서의 량이 급격히 늘어나고있는 오늘 XML문서에 대한 효률적인 관리와 보안을 위한 접근조종이 중요하게 제기되고있다.[1, 3]

XML문서는 특성상 꼬리표들을 리용하여 분할할수 있으므로 XML문서에 대한 접근조종은 전체 XML문서뿐아니라 그것이 포함하는 최상위요소와 하위요소, 속성 등에까지 보안방책을 적용할수 있어야 한다.

그러나 선행한 접근조종방법[2]들은 권한부여의 대상지정에서 유연성이 부족하고 연산에 제한이 있는것으로 하여 유연한 접근조종을 실현하지 못하고있다.

론문에서는 꼬리표에 기초하여 XML문서에 대한 세밀한 접근조종을 진행하기 위한 보안방책의 작성방법을 제안하였다.

1. XML문서에 대한 접근권한

XML문서는 요소(element)들로 이루어져있으며 요소는 하위요소를 포함할수도 있다. 이때 XML문서를 다음과 같은 나무구조로 정의할수 있다.

$$XD=(V_d, v_d, E_d, fE_d)$$

여기서 $V_d=V_{de}\cup V_{da}$, V_{de}는 요소마디들의 모임, V_{da}는 속성마디들의 모임, v_d는 뿌리마디, $E_d=(E_{de}\cup E_{da})\subseteq V_d\times V_d$는 가지들의 모임으로서 E_{de}는 《요소－하위요소》관계들의 모임이고 E_{da}는 《요소－속성》관계들의 모임이다. 그리고 $fE_d: E_d\to Label$은 가지에 표식을 붙이는 함수이다.

보안방책을 정의하려면 먼저 주동체와 객체, 접근권한을 정의해야 한다.

론문에서는 사용자에 대한 권한부여에 사용자그룹과 위치패턴을 리용한다. 사용자그룹은 봉사기에 등록된 사용자식별자(ID)들의 모임이며 위치패턴은 수자로 된 IP주소의 어떤 위치의 수자대신 기호 《*》를 교체해넣는 방법으로 생성된다.

사용자와 사용자그룹은 성원관계, IP주소는 패턴에 의하여 부분순서화된 모임계층으로 표시할수 있다.

모임 X에 대하여 R가 $X\times X$에서 정의된 부분순서관계일 때 R의 요소들의 모임을 순서쌍 $<X, R>$로 표시한다.

U를 사용자식별자들의 모임, G를 사용자그룹이름들의 모임, $UG=U\cup G$라고 할 때 계층화된 사용자를 다음과 같이 정의한다.

$(x, y)\in UG\times UG$에 대하여 $<UG, \leq_{UG}>$를 사용자라고 부른다. 여기서 $\leq_{UG}$는 성원관계

《x는 y의 성원이다.》이다.

$x \le_{UG} y$에 대하여 y는 x보다 상위에 있다고 말한다. UG는 성원관계 $\le_{UG}$에 의하여 일정한 계층으로 갈라진다.

I는 수자로 된 IP주소들의 모임, I_P는 IP패턴들의 모임, $A = I \cup I_P$라고 할 때 계층화된 사용자의 위치 즉 주소를 다음과 같이 정의한다.

$(x, y) \in A \times A$에 대하여 $< IP, \le_{IP} >$를 주소라고 부른다. 여기서 $\le_{IP}$는 정합관계 《x는 y에 정합된다.》이다.

$x \le_{IP} y$는 y의 매 요소가 *이거나 x의 해당 위치의 요소와 같은 경우 성립한다. 이때 주소 y는 x보다 상위에 있다고 말한다. IP는 $\le_{IP}$에 의하여 계층화된다.

계층은 x가 y보다 상위에 있을 때 x로부터 y에로 나가는 가지로 련결하는 방식으로 생성되는 방향그라프로 표시할수 있으며 계층에 존재하는 상하위관계는 그라프의 경로에 대응한다.

사용자 $< UG, \le_{UG} >$와 주소 $< IP, \le_{IP} >$에 기초하여 권한부여를 위한 주동체를 다음과 같이 정의한다.

$AS = UG \times IP$이고 $\le_{AS}$가 다음과 같이 정의되는 관계일 때 $< AS, \le_{AS} >$를 주동체라고 부른다. $(ug_i, ip_i), (ug_j, ip_j) \in AS$에 대하여 $ug_i \le_{UG} ug_j$이고 $ip_i \le_{IP} ip_j$일 때 (ug_i, ip_i)와 (ug_j, ip_j)는 관계 $\le_{AS}$에 있다고 말한다.

$s_i \le_{AS} s_j$일 때 주동체 s_j는 s_i보다 상위에 있다고 말한다.

주동체 s_j에 부여된 권한은 $s_i \le_{AS} s_j$인 모든 주동체 s_i에 적용된다.

XML문서에 대하여 상세한 수준의 보호를 제공하기 위해서는 요소나 요소내의 특정한 속성에 이르기까지의 대상들에 권한을 부여할수 있어야 한다.

론문에서는 XML문서의 임의의 내부구성부분들을 식별하기 위한 경로표현을 다음과 같이 정의한다.

XML문서의 나무구조상에서 기호 /로 구별되는 요소나 속성들의 렬 $l_1 / l_2 / \cdots l_{n-1} / l_n$을 경로표현이라고 부른다. 이때 $l_i (l_i \in V_d,\ i = \overline{1, n})$는 요소나 속성을 나타내며 $l_1, l_2, \cdots, l_{n-1}$을 순차적으로 따라내려가는 방법으로 l_n에 도달할수 있다.

사용자의 접근요청에 대하여 보호대상으로 되는 XML문서의 구성요소인 객체는 다음과 같이 정의한다.

XML문서에 대한 경로표현을 따라 도달하게 되는 마디 $l_n \in V_d$들(요소 또는 속성)을 권한부여객체라고 부른다.

권한부여의 단위인 객체는 XML문서내의 임의의 요소, 속성에 이르기까지 경로표현으로 지정할수 있는 모든 대상을 포괄한다.

5항조 <Subject, Object, Action, Sign, PType>를 XML문서에 대한 접근권한이라고 부른다. 여기서 Action ∈ {read, write, create, delete}는 주동체가 수행가능한 연산, Sign ∈ {+, −}는 권한부호로서 《+》는 연산의 허가, 《−》는 거부, Ptype ∈ {L, R}는 권한의 전파속성으로서 L은 요소에 주어진 권한을 그 요소의 속성들에 전파, R는 요소에 주어진 권한을 그 요소의 모든 하위요소와 속성들에 전파할수 있다는것을 표시한다.

2. 보안방책의 서술과 접근조종

보안방책은 접근권한들의 모임으로서 론문에서는 XML형식으로 서술하여 화일(xml.xas)로 보관한다.

```
<AccessPolicys>
      <policy>
            <subject>
             <user="kgi"/>
            </subject>
            <object href="/paper.xml" path="issues"/>
            <action name="read" sign="+" ptype="L"/>
      </policy>
      … … …
</AccessPolicys>
```

보안방책에 따르는 접근조종알고리듬은 다음과 같다.

입력: rq = (Subject, Object, Action, Sign, Ptype), XML문서, ap: 보안방책 (xml.xas)

출력: 허가된 항목들만으로 된 XML문서

① XML문서에 대한 구문분석을 진행하여 DOM나무 *T*를 얻는다.

② rq와 ap에 기초하여 *T*상에서 허가된 요소들에 대한 표식을 붙인다.

③ *T*에서 표식이 붙은 마디를 제외한 마디들은 제거한다.

④ *T*에 대응하는 XML문서를 만들어 출력한다.

맺 는 말

XML문서에 대한 접근권한을 끄리표에 기초하여 정의하고 접근요청시 문서의 특정한 항목들에만 접근하도록 허가하는 방법으로 사용자의 권한에 해당하는 자료만을 제공하도록 하는 XML문서접근방책작성방법을 제안하였다.

참 고 문 헌

[1] 박성호, 박명숙; 콤퓨터망보안, 김일성종합대학출판사, 21～27, 주체102(2013).

[2] S. Mohr et al.; XML Application Development With XML4.0, Wrox Press, 125～188, 2002.

[3] Raghu Ramakrishnan et al.; Database Management System, McGraw-Hill, 692~723, 2003.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method to Make Security Schema for Controlling XML Document Access

Mun Myong Ok, *Kim Kwang Il*

In this paper, we proposed a method to make security schema for controlling detail access to XML document by using tags.

Key words: XML document access, security schema

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

중소규모의 쏘프트웨어개발단위들의 개발공정확립에서 CMMI방식과 애자일방식의 호상관계에 대한 연구

문 일 남

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《모든 생산단위에서는 사회적로동을 절약하고 생산의 효과성을 높이며 인민생활을 향상시키고 대외무역을 발전시키는데서 제품의 질을 높이는것이 가지는 중요성을 옳게 인식하고 과학적인 품질관리질서를 철저히 세워 제품의 질을 결정적으로 높여야 합니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제15권 68페지)

오늘날 쏘프트웨어개발단위들에서 효과적인 개발공정을 확립하는것은 단위의 능력을 높이는데서 매우 절실한 문제로 나서고있으며 이를 위한 방식으로서 CMMI방식과 애자일방식[1]이 광범히 리용되고 연구되고있다.

선행연구[2]에서는 CMMI방식과 애자일방식이 공존할수 있다는것을 론증하였다.

론문에서는 CMMI방식과 애자일방식의 실천들에 대한 분석과 실제적인 개발경험에 기초하여 이 두 방식의 결합형태를 분류하고 두 방식을 결합할 때 호상적응하여야 할 문제를 밝히고 적용실례를 통하여 그 타당성을 실증하였다.

1. CMMI방식과 애자일방식의 결합형태

CMMI모형(Capability Maturity Model Integration)은 쏘프트웨어개발공정성숙도의 기초로 되는 원칙들과 실천들을 서술하기 위해 1990년대초에 개발된 모형이며 CMMI방식[2]은 이 모형에 기초한 쏘프트웨어개발방식이다.

애자일(Agile)방식[2]은 ISO 9001이나 CMMI와 같이 공정과 계획, 문서화에 중점을 두는 방식들과는 달리 협조와 반복, 의사소통에 중점을 두는 방식으로서 최근에 쏘프트웨어산업에서 인기를 모으고있는 하나의 개발방법론이라고 말할수 있다.

현시기 CMMI방식과 애자일방식의 결합은 다음의 세가지 형태로 진행된다고 볼수 있다.

형태 1 CMMI를 실현해보지 못하고 애자일방식만으로 개발을 진행하는 단위가 CMMI를 실현하기 위해 아직 만족되지 못하고있는 CMMI공정들의 특정목표와 특정실천, 일반목표, 일반실천들을 자기 단위의 빈틈 혹은 약점으로 간주하고 보충하여 일정한 준위의 CMMI성숙도에 도달하는것이다.

형태 2 이미 CMMI의 일정한 성숙도준위(례하면 3준위)의 인증을 받은 단위가 효과적이지 못한 공정들의 실천을 애자일방법들의 실천들로 바꾸어 공정들의 효과성을 높이는것이다.

형태 3 단위가 CMMI에 준한 인증에는 목적을 두지 않고 단지 자기의 개발능력을

높이기 위해 개발에서 CMMI의 우점과 애자일의 우점만을 취하여 개발공정을 세우는것이다.

2. CMMI방식과 애자일방식의 결합가능성

여기서는 CMMI의 실천들과 애자일방법들의 실천들사이의 대응관계 즉 두 실천들이 지원하는가 안하는가, 충돌하는가를 놓고 CMMI방식과 애자일방식의 결합가능성을 판정한다.

표 1에 실천에서 가장 많이 리용되고있는 애자일방법들인 XP방법과 Scrum방법들과 CMMI공정들사이의 관계를 보여주었다.

표 1에서 보여주는바와 같이 2준위와 3준위의 공정들중에서 애자일방법들이 지원하지 않는 공정은 《단위공정정의》공정과 《단위양성》공정, 《공급자계약관리》공정이며 충돌하는 공정은 《단위공정중점관리》공정과 《의사결정분석 및 해결》공정이다. 그리고 4, 5준위에서는 《원인분석 및 해결》공정을 제외한 모든 공정들이 애자일방식과 충돌한다.

표 1. XP방법과 Scrum방법, CMMI공정들사이의 관계

CMMI준위	CMMI공정	XP의 지원	Scrum의 지원
5준위: 최적화된 준위	단위성능관리	충돌함	충돌함
	원인분석 및 해결	지원하지 않음	지원하지 않음
4준위: 정량적으로 관리되는 준위	단위공정성능관리	충돌함	충돌함
	정량적프로젝트관리	충돌함	충돌함
3준위: 정의된 준위	단위공정중점관리	충돌함	충돌함
	단위공정정의	지원하지 않음	지원하지 않음
	단위양성	지원하지 않음	지원하지 않음
	통합프로젝트관리	계획작성	계획작성, 일일모임
	기술적실현	은유적표현, 단순한 설계, 시험(단위시험 및 기능시험), 코드정돈(refactoring), 코드작성규칙, 집단적인 코드소유	지원하지 않음
	요구사항개발	현장에 있는 수요자(요구사항변경, 사용자이야기) 부단한 통합 (반복, 체계시험 및 접수시험)	프로젝트미결목록, 단기반복(Sprint)미결목록, 수요자에 의한 접수시험
	확인	시험(단위시험 및 기능시험), 2인조프로그람작성, 작은 규모의 출하	수요자에 의한 접수시험
	검증	시험(단위시험 및 기능시험), 2인조프로그람작성	지원하지 않음
	제품통합	부단한 통합	통합
	위험관리	현장에 있는 수요자, 2인조프로그람작성	일일모임, 반복검토
	의사결정분석 및 해결	충돌함	충돌함

표계속

CMMI준위	CMMI공정	XP의 지원	Scrum의 지원
2준위: 관리되는 준위	요구사항관리	현장에 있는 수요자(요구사항변경, 사용자이야기), 부단한 통합(반복, 체계시험 및 접수시험)	프로젝트미결목록, 단기반복미결목록
	프로젝트계획수립	계획작성, 작은 규모의 출하	계획작성, 프로젝트미결목록, 단기반복미결목록, 공수타산, 우선순위
	프로젝트감독 및 통제	작은 규모의 출하, 주당 40h작업	일일모임, 벽도표
	공급자계약관리	지원하지 않음	지원하지 않음
	측정 및 분석	벽도표, 직접의사소통	일일모임, 벽도표
	공정 및 제품품질보증	2인조프로그람작성	지원하지 않음
	구성관리	집단적인 코드소유, 작은 규모의 출하, 부단한 통합, 시험	지원하지 않음

두 방식이 충돌한다고 보는 리유를 충돌하는 매 공정별로 론의하면 다음과 같다.

① 단위공정중점관리

이 공정은 단위가 공정들을 부단히 개선하는데 목표를 두고있다. 하지만 XP방법이나 Scrum방법은 개별적인 프로젝트들을 관리하는데 그치며 프로젝트내에서 정기적인 반성을 통하여 개발방식의 부단한 개선을 진행하지만 이 개선정보는 문서화되지 않는다.

따라서 단위의 공정개선에는 이바지하지 못한다.

② 의사결정분석 및 해결

이 공정은 단위가 프로젝트들의 수행과정에서 제기되는 문제들을 공식적인 절차에 따라 분석하고 해결하는데 목표를 두고있다.

그렇지만 애자일방식은 새로운 정황들에 비공식적으로, 신속히 대처하는것을 우선시한다.

③ 정량적프로젝트관리

이 공정은 단위가 프로젝트들의 수행과정에 제기되는 문제들을 통계학적인 방법으로 관리하는데 목표를 두고있다.

그렇지만 통계학적인 방법들은 정량적인 분석을 위해 일정한 정적인 기준을 필요로 하며 따라서 애자일방식이 중시하는 개발성원에게 중점을 두는것보다도 정의된 공정들에 중점을 두게 된다.

④ 단위공정성능관리

이 공정은 단위가 자기의 공정들의 성능에 대한 기준과 모형, 그 기준의 목표와 성능지표를 정의하고 그것을 달성하는데 목표를 두고있다. 그렇지만 애자일방식은 공정에 중점을 두는것보다도 개발성원에게 중점을 두며 공정을 측정하거나 어떤 기준이나 모형을 정하고 유지하는 방식을 배제한다.

⑤ 단위성능관리

단위공정성능관리와 류사하다.

CMMI방식과 애자일방식사이의 분석에 기초하여 다음과 같은 결론을 내릴수 있다.

우선 2준위인 경우《공급자계약관리》공정은 보통 소규모의 프로젝트들에서는 적용되지 않고 례하면 외부주문(out-sourcing)하는 프로젝트들에는 필수적이다.

애자일실천들이 CMMI 2준위의 많은 요구사항들을 만족시키지만 아직 CMMI요구사항들을 전부 만족시키지는 못한다.

그렇지만 애자일방식에 일부 실천들을 첨부하는 방법으로 CMMI 2준위의 요구사항들을 전부 만족시키는 공정을 구성할수 있다.

다음으로 3준위인 경우 애자일방법들이 지원하지 않는《단위공정중점관리》,《단위공정정의》,《단위양성》공정을 보충하는 방법으로 CMMI 3준위의 요구사항들을 전부 만족시키는 공정을 구성할수는 있다. 그리고《기술적실현》공정에 대하여 비록 그것을 다루는 애자일실천들이 여러개 있지만 많은 경우(례하면 어려운 실시간체계 혹은 생명안전에 심각한 영향을 미치는 체계를 개발하거나 개발조가 분산되여있는 경우 등)에 설계문서화가 문제로 될수 있으므로 이에 대처할만 한 공정을 구성하여야 한다.

4준위와 5준위의 공정들은 대부분이 애자일방식과 충돌하므로 애자일방식을 리용하여 4준위나 5준위까지의 개선을 시도한다면 애자일성을 약화시켜 그것의 여러개 우점들을 잃어버리게 된다.

그러므로 4, 5준위에 도달하기 위해서는 애자일방식이외의 새로운 방식을 적용하지 않으면 안된다. 여기서 주의할것은 중소규모의 쏘프트웨어개발단위인 경우 4, 5준위에 도달하려는 노력이 자기 단위에 어떤 리득을 가져올수 있는가를 잘 따져보고 그 사업에 착수하여야 한다는것이다.

3. CMMI방식과 애자일방식의 호상적응

① CMMI방식과 애자일방식은 서로 적응될 필요가 있다.

우선 애자일방법들이 유연한것으로 하여 애자일방법들에 대해 적응되여야 할 문제들이 많게 된다. 그러자면 개발프로젝트의 시작단계에서 요구사항과 품질목표, 공정과 문서들을 확정하고 그에 맞게 자원들을 제공하여야 한다. 즉 공정계획작성, 요구사항문서화를 위한 전략(례하면 공식적인가 비공식적인가, 엄격한가 단순한가), 공수 혹은 성원배치, 사용할 애자일실천들의 개수, 이 실천들에 따르는 정도 등을 조절하여야 한다.

② CMMI방식도 애자일방식만을 리용하여 개발을 진행하는 단위들에서 리용될 때 그 환경에 적응하기 위해 조절되여야 한다.

ㄱ) CMMI방식은 문서화에 너무 치중하지 않도록 하여야 한다. 개발단위가 CMMI의 일정한 준위(례하면 2준위나 3준위)에 있다는것을 보여주거나 CMMI에 따른다는것을 보여주기 위해 지나치게 무거운 절차들이나 많은 문서들을 요구하지 않도록 조절되여야 한다.

실제상 대부분의 개발단위들에서 작업실천들은 단위의 공정정의문서들에 반영된 작업절차들과는 다르게 진행되는 경우가 많으며 따라서 단위의 특성에 가장 적합한 개발실천들과 충분히 효과적인 필수문서화를 결합시키는것이 중요하다.

또한 CMMI방식에 따르면서도 애자일방식을 적용하는데서 중요한것은 개발단위가 프로젝트들에서 리해관계를 가지는 사람들의 참가와 그들사이의 호상작용과 의사소통의 균형을 잘 보장하는것이다.

ㄴ) CMMI방식에 기초한 공정들은 협조 즉 애자일성을 파괴하지 않도록 문서와 같은 명시적인 지식(explicit knowledge)뿐아니라 《어떻게 하는가를 아는것》으로 표현되는 기술기능과 같은 암묵지식을 서로 나누는것을 더 장려하는것이 중요하다.

실례로 프로젝트를 여러개의 자그마하고 협조적인 개발조들(5～7명정도)로 가르고 개발조내의 개발자들이 개발과정에 암적지식을 서로 나누는데 좋은 환경을 마련하여야 한다.

또한 단위는 장악과 통제, 료해를 목적으로 보고서와 같은 문서들을 프로젝트들에 너무 많이 요구하지 않도록 하며 이런 목적에 맞는 합리적인 방안을 찾아내는것이 중요하다.

4. 타당성평가

표 2에 52개의 프로젝트들의 수행정형을 종합한 결과를 보여주었다.

표 2. 52개의 프로젝트들의 수행정형을 종합한 결과

결합형태	프로젝트수/개	비용/%	일정/%	품질/%	프로젝트성공률/%
형태 1(애자일)	7	96.3	88.2	84.3	89.60
형태 2(CMMI)	33	84.1	89.5	94.5	89.37
형태 3(결합)	12	92.4	89.6	92.7	91.57

표 2에서 일정평가는 수행된 프로젝트들의 기간준수률로 결정하였고 품질평가는 수행된 프로젝트들에 대한 제품검사에서 나타난 결함개수를 평가하는 방법으로 결정하였으며 비용평가는 수행된 프로젝트들의 평가점수에 대한 공수의 비를 계산하는 방법으로 결정하였다. 그리고 프로젝트성공률은 비용, 일정, 품질의 평균값으로 계산하였다.

표 2에서 보는바와 같이 애자일방식만을 적용하는 경우에는 비용은 절약되지만 품질이 떨어질수 있으며 CMMI방식만을 적용하는 경우에는 개발제품의 품질은 높일수 있지만 비용이 높아진다. 그리고 CMMI방식과 애자일방식을 결합하는 경우에 프로젝트성공률이 높다.

그러므로 중소규모의 쏘프트웨어개발단위들에서 CMMI방식과 애자일방식을 결합하기 위한 합리적인 방안을 찾아내는것이 중요하다고 결론할수 있다.

맺 는 말

CMMI방식과 애자일방식의 실천들에 대한 분석과 실제적인 개발경험에 기초하여 두 방식의 결합형태들을 분류하고 이 두 방식을 결합할 때 호상적응되여야 할 문제들을 밝혔으며 그 타당성을 실증하였다.

참 고 문 헌

[1] Chen Yang et al.; The Journal of Systems and Software, 111, 157, 2016.
[2] Paul E. McMahon; Integrating CMMI and Agile Development, Addison-Wesley, 8～151, 2010.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Study on Correlation between CMMI and Agile Approaches for Establishing Software Development Processes in Small and Medium Software Organizations

Mun Il Nam

In this paper, based on an analysis of the practices of CMMI and Agile approaches and real development experiences, we categorized a set of types of combinations of the two approaches and pointed out problems of their mutual adaptions when combining the two approaches, and demonstrated their validity.

Key words: small and medium software organizations, agile development

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

자료기지상태에 기초한 웨브봉사흐름공정의 형식화

조영희, 한일남

오늘날 프로그람개발이 웨브봉사에 기초한 체계들로 조립되고 배치되며 관리되는 조건에서 업무처리실행언어(BPEL : Business Process Execution Language)로 업무처리[1, 2]를 서술하고있다.

론문에서는 기업봉사모선(ESB : Enterprise Service Bus)체계를 분석한데 기초하여 자료기지에 접근하는 웨브봉사들에 대하여 외부체계의 요청에 응답하는 견지에서 웨브봉사흐름공정을 형식화하였다.

1. 자료기지에 접근하는 웨브봉사흐름공정의 정의

자료기지상태는 웨브봉사가 접근하는 자료기지의 표들에 보관된 기록과 마당들의 값모임이다.

정의 1 자료기지상태 DBS

$$DBS = (DBType, T, F, R)$$

DBType: 자료기지형식

T: 표모임($t \in T$: 표)

F: 표들의 마당모임($f_t \in F$: t의 마당)

R: 마당에서 관계들의 모임(R_t는 f_t에서 관계)

t는 f_t에 자료형과 속성들을 대응시키는 규칙 $t \rightarrow f_t$를 가진다.

자료기지에 접근하는 웨브봉사에 대한 요청 및 응답과정을 자료기지접근과 결부하여 론의하자.

정의 2 자료기지에 접근하는 웨브봉사 WS

$$WS = (id, WSReq, WSRes, WSLogic)$$

id: 식별자

WSReq: 요청통보문규약

WSRes: 응답통보문규약

WSLogic: 업무론리

$$WSLogic = (WSInput, WSOutput, WSInnerLogic)$$

WSInput: 입력파라메터

WSOutput: 출력파라메터

WSDBLogic: 자료접근론리

WSInnerLogic: 내부론리

이 함수는 WSDBLogic를 가진다.

WSDBLogic는 속성, 입력, 출력으로 이루어져있다.

속성: URL을 비롯한 자료기지접근파라메터들

입력: SQL문모임(QS)

출력: 결과모임(RS)

WSReq는 SOAP통보문을 WSInput로 변환하는 Req2Param함수를 가진다.

$$\text{Req2Param(WSReq_SOAPMessage)} = \text{WSInput}$$

WSRes는 WSOutput를 SOAP통보문으로 변환하는 Param2Res함수를 가진다.

$$\text{Param2Res(WSOutput)} = \text{WSRes_SOAPMessage}$$

1개의 웨브봉사는 1개의 자료기지상태를 리용하여 자료접근을 진행한다. 웨브봉사흐름공정에서는 여러개의 웨브봉사를 호출하므로 여러개의 서로 다른 자료기지상태들을 리용한다.

정의 3 자료기지상태모임 DBS_Set

DBS_Set: $DBS_1 \times DBS_2 \times \cdots \times DBS_n$의 부분모임

$WS_1, \cdots, WS_n$: 웨브봉사흐름공정이 접근하는 자료기지접근웨브봉사

$DBS_1, \cdots, DBS_n$: WS_i가 접근하는 자료기지상태

BPEL의 매 웨브봉사호출마디와 조종론리를 실현하는 IF, WHILE 등의 마디들을 그라프의 마디점들로 대응시킨 BPEL작업흐름공정(BPEL Oriented WorkFlow: BOWF)으로 모형화하자.

활동들은 웨브봉사에 의하여 실현되고 BPEL은 조합웨브봉사에 의하여 실현된다.

정의 4 BPEL작업흐름공정 BOWF

$$\text{BOWF} = (\text{id}, \text{name}, E)$$

id: 흐름공정식별자

name: 흐름공정이름

$E = \{e_1, e_2, \cdots, e_n\}$: 흐름공정에서 활동마디모임

e_i = (id, type, ng, pa, tolink, prelink, condition)

id: 마디식별자

type: 마디형식

ng: 마디목적

pa: 활동마디

tolink: 현재마디의 다음마디

prelink: 현재마디의 이전마디

condition: 순환, 분할－합 마디인 경우 조건식, 기타 경우 NULL로 설정

BOWF에는 6개의 기본마디들로서 순차, 순환, 분할－적, 분할－합, 합침－적, 합침－합이 있다.

BOWF는 마디들과 련결선들로 구성되는데 마디들은 활동마디들과 7개 론리마디들로 이루어지며 련결선은 마디들사이의 흐름방향을 표시한다. 활동마디들은 흐름공정에서 기본단위로서 매 마디는 실현되여야 할 기능들을 표현하고 론리마디들은 활동마디들사이의 론리적인 관계를 나타낸다.(그림 1)

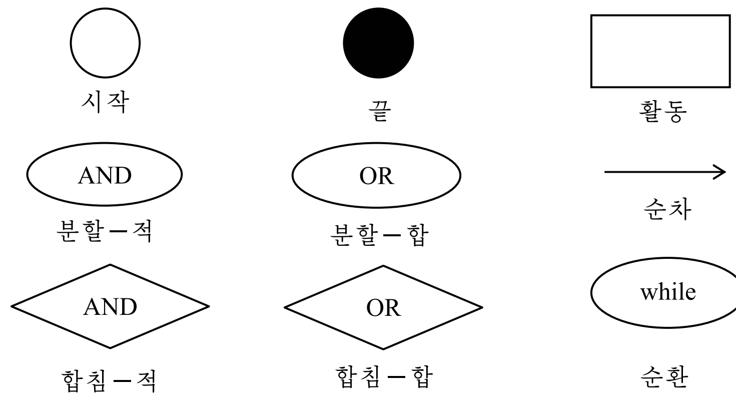


그림 1. BOWF구성요소의 마디

2. 웨브봉사흐름공정에 의한 업무의 실현

흐름공정에서 매 활동마디들은 하나의 웨브봉사로, 전체 공정은 하나의 기능을 수행하는 조합웨브봉사로 보인다.

그림 2에 웨브봉사흐름공정과 인터네트에 있는 웨브봉사들의 대응관계를 실례로 보여주었다.

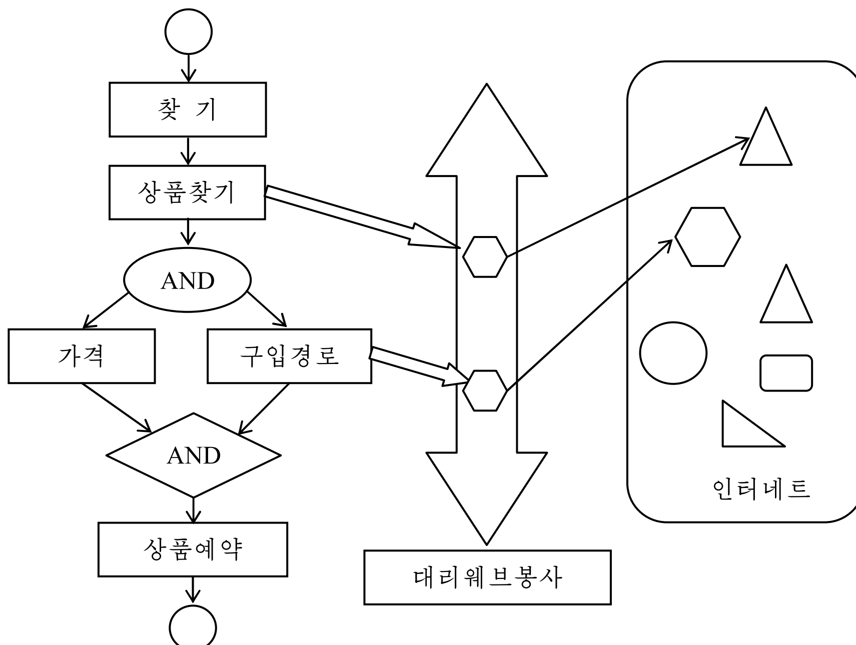


그림 2. 웨브봉사흐름공정과 인터네트에 있는 웨브봉사들의 대응관계

그림 2에서 왼쪽은 BOWF로 표현된 상품을 찾아서 미리 주문하기 위한 업무이고 오른쪽은 그 업무들을 실현하기 위하여 호출되는 인터네트의 웨브봉사들과의 관계를 보여준다. 상품찾기웨브봉사는 우선 상품을 구입하려면 어떻게 해야 하는가를 찾는 웨브봉사

이다. 상품찾기웨브봉사는 구입하려는 상품을 찾는 웨브봉사이며 상품을 찾으면 가격웨브봉사를 호출하고 동시에 구입경로를 찾는 웨브봉사를 호출한다. 이와 같이 상품구입에 필요한 모든 정보들을 얻으면 그 정보에 기초하여 상품에 대한 예약을 할수 있으므로 상품예약웨브봉사를 호출하여 제안을 예약한다.

그림 2의 오른쪽 부분은 웨브봉사들과 인터네트사이의 련관을 보여주는데 상품찾기나 구입경로와 같은 웨브봉사들의 호출은 대리웨브봉사기들을 걸쳐 인터네트에서 필요한 웨브봉사를 찾아 리용한다.

이와 같이 업무는 매 활동마디들을 실현하는 웨브봉사와 웨브봉사흐름공정모형의 구조에 기초한 조합웨브봉사로부터 최종적으로 변환된 BPEL에 의하여 완성된다.

맺 는 말

자료기지상태 DBS, 자료기지에 접근하는 웨브봉사 WS, 자료기지상태모임 DBS_Set, BPEL작업흐름공정 BOWF를 정의하여 자료기지에 접근하는 웨브봉사흐름공정을 형식화하였다.

참 고 문 헌

[1] Qianhui Liang; Software Practice and Experience, 44, 47, 2014.

[2] Katarina Grolinger; Information and Software Technology, 53, 159, 2011.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Formalization of Web Service Workflow Based on Database States

Jo Yong Hui, *Han Il Nam*

In this paper we proposed Web Service Workflow to response the requests of web services accessing database based on Enterprise Service Bus.

Key words: BPEL(Business Process Execution Language), ESB(Enterprise Service Bus)

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

묶음에 의해 조종되는 조립형생산체계에서 재고조종의 한가지 방법

문정희, 문경호

일반적으로 기계제작공업을 비롯한 대부분 생산체계들은 조립형생산체계로 되여있다. 이런 체계들에서 부분품들은 매 공정들에서 처리가 완료된 후 반제품으로, 처리중재고로 되여 묶음으로 처리되며 전반적인 전체 생산비용의 균형과 안정성을 보장하는데서 중요한 역할을 한다.

론문에서는 현실에서 많이 존재하는 조립형생산체계의 재고조종을 위해 체계의 모형화를 진행하고 최량재고방안을 얻기 위한 풀이알고리듬을 제안하였다.

1. 문제설정

일반적으로 생산체계의 재고모형은 혼합옹근수비선형계획법문제(MINLP)로 모형화된다. 여기서 전체 재고비용을 최소로 하는 묶음의 크기, 묶음들의 수, 기본선과 매 가지선들에서 한 주기의 전체 량들이 결정된다.

매 단계에서 묶음은 모형의 최량결과에 기초하여 결정된다고 볼수 있다. 생산을 효과적으로 조종하고 WIP(처리중재고)를 감소시키는것은 생산체계의 전체 비용을 최소화하는 결과를 가져온다.

소규모의 MINLP문제들은 가지한계법이나 여러가지 최량화알고리듬에 의해 최량적으로 풀린다.

선행연구[1]들에서는 수요가 뽀쏭분포에 따라 발생하고 처리시간들이 지수함수우연변수들인 한단계생산체계의 경우에 묶음수량 혹은 재주문시간을 결정하기 위한 재고모형들을 취급하였다.

또한 임의의 처리시간들과 중간완충재고들을 가진 계렬에서 여러 단계로 이루어진 생산재고체계에서 원자재주문방안과 최량묶음수량을 비롯한 최량재고조종방안[2, 3]들을 제기하였다.

이러한 연구들은 단일생산체계나 다단계생산체계에서는 최량방안을 주지만 현실에 많이 존재하는 조립형생산체계에 대해서는 최량풀이를 주지 못한다.

대규모의 MINLP문제들은 일반적으로 최량적인 풀이를 얻기가 힘들다.

이로부터 론문에서는 대규모MINLP문제들에 대하여서는 조립형생산체계를 여러개의 소규모체계들로 나누고 매 가지모형들을 전체 체계로 합성하여 모형화하였으며 그것을 풀기 위한 발견적풀이알고리듬을 개발하고 모의를 통하여 효과성을 검증하였다.

2. 조립형생산체계의 모형화

일반적인 조립형생산체계의 구성도를 다음의 그림에 보여주었다.

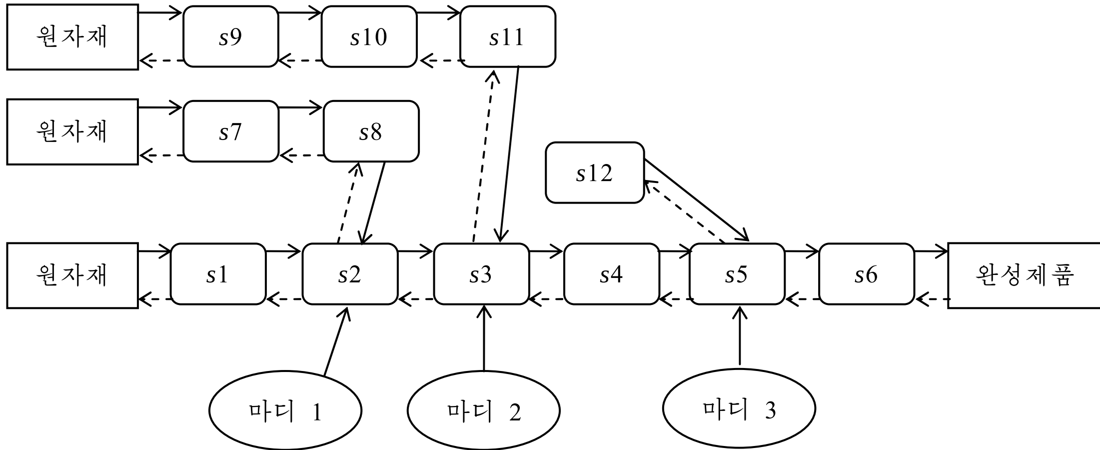


그림. 일반적인 조립형생산체계의 구성도

그림에서 보는것처럼 조립형생산체계를 매 가지모형 즉 단일생산체계들과 다단계생산체계들로 분해하고 합성해서 얻을수 있다.

모형화를 위한 기호정의는 다음과 같다.

i: 공정첨수 $(i=1,\ 2,\ \cdots,\ N+1)$

A_f : 마지막공정에서 수송비용

A_r : 원자재재고의 주문비용

A_{si} : 단계 i 에서 제작비용

A_{wi} : 단계 i 에서 수송비용

c : 매 제품의 비용

D: 수요률

H_f : 완제품재고유지비용

H_r : 원자재재고유지비용

H_{wi} : 단계 i 에서 처리중재고유지비용

$I(t)$: 재고준위

I_{avg} : 평균재고

K : 한단계모형에서 운반의 수

K_0 : 원료재고의 순서번호

K_i : 단계 i 에서 수송의 수

K_f : 완성단계에서 수송의 수

L_i : 단계 i 에서 성공적인 수송사이의 수

m: 한단계모형안에서 생산시간동안 수송의 수

m_i: 단계 i에서 생산시간동안 수송의 수

p_i: 공정 i의 생산률($i=1, 2, \cdots, N+1$)

Q: 주기 T에서 생산된 완성품의 전체 량

Q_f: 완성품수송량

Q_r: 원료재고의 주문량

Q_{wi}: 중간단계수송량

T: 순환기간

T_{ui}: 공정 i의 동작시간

T_{di}: 공정 i의 고장시간

TC: 체계의 전체 비용

C_f: 완성품재고의 비용

C_r: 원료재고비용

C_{wi}: 단계 i에서 처리중재고비용

S: 마감공정에서 수송의 수

① 한단계생산체계의 재고모형

이 재고모형은 전형적인 경제적묶음크기모형이다.

전체 원자재재고비용 C_r는 다음과 같이 주어진다.

$$C_r = \frac{A_r D}{Q_r} + H_r \frac{Q_r}{2}$$

처리중재고(WIP)비용 C_W는 설치비용, 묶음수송비용 그리고 재고유지비용으로 구성되며 동작시간동안 수송회수 m과 전체 주기동안 수송회수 k에 의해 주어진다.

$$C_w = A_{s1}\frac{D}{Q} + A_w \frac{D}{Q_w} + H_w \frac{Q_w}{2}$$

완성품재고비용은 설치비용, 수송비용, 재고유지비용으로 구성되며 다음과 같이 주어진다.

$$C_f = A_{s2}\frac{D}{Q} + A_f \frac{D}{Q_f} + H_f \frac{Q_f}{2}(K_f - S + 1)$$

따라서 총재고비용은 다음과 같이 계산된다.

$$TC = Cr + Cw + Cf = D\left(\frac{A_r}{Q_r} + \frac{A_w}{Q_w} + \frac{A_f}{Q_f}\right) + \frac{D}{Q}(A_{s1} + A_{s2}) +$$

$$+\frac{1}{2}[H_r Q_r + H_r Q_r + H_w Q_w (K - m + 1) + H_f Q_f (K_f - s + 1)] =$$

$$= \frac{D}{Q}(K_0 A_r + K A_w + K_f A_f + A_{s1} + A_{s2}) + \frac{Q}{2}\left[\frac{H_r}{K_0} + \frac{H_w}{K} + \frac{H_f}{K_f} + H_w\left(1 - \frac{D}{p_1}\right) + H_f\left(1 - \frac{D}{p_2}\right)\right]$$

② 다단계생산체계

다단계생산체계의 재고모형은 처리중재고의 비용에 더 많은 비용요소가 있을뿐 한단계생산체계의 재고모형과 같은 구조를 가진다.

ㄱ) 처리중재고비용

$$C_{wi} = A_{si}\frac{D}{Q} + A_{wi}\frac{D}{Q_{wi}} + H_{wi}\frac{Q_{wi}}{2}(K_i - m_i + 1)$$

ㄴ) 총재고비용

$$TC_m(K_0, K_1, K_2, \cdots, K_n, K_f, Q) = \frac{D}{Q}\left[A_r K_0 + \sum_{i=1}^{N}(A_{si} + A_{wi}K_i) + A_f K_f\right] +$$
$$+\frac{Q}{2}\left[\frac{H_r}{K_0} + \sum_{i=1}^{N}\frac{H_{wi}}{K_i} + \frac{H_f}{K_f} + \sum_{i=1}^{N}H_{wi}\left(1-\frac{D}{p_i}\right) + H_f\left(1-\frac{D}{p_{N+1}}\right)\right]$$

③ 조립형생산체계의 재고모형

기본선과 가지생산체계에서 재고비용은 독립이라고 가정하면 총비용은 모든 개별적 비용들을 합하여 얻어질수 있다.

이로부터 조립형생산체계의 재고모형을 다음과 같이 얻을수 있다.

$$\min TC_a = TC_m + TC_b = \frac{D}{Q}\left[\sum_{i=1}^{N}A_{si} + \sum_{i=0}^{N+1}A_{wi}K_i\right] + \frac{Q}{2}\left[\sum_{i=0}^{N+1}\frac{H_{wi}}{K_i} + \sum_{i=1}^{N+1}H_{wi}\left(1-\frac{D}{p_i}\right)\right] +$$
$$+\sum_{d=1}^{N_0}\left\{\frac{D^d}{Q^d}\left[\sum_{i=1}^{N_d}A_{si}^d + \sum_{i=1}^{N_d+1}A_{wi}^d K_i^d\right] + \frac{Q^d}{2}\left[\sum_{i=1}^{N_d+1}\frac{H_{wi}^d}{K_i^d} + \sum_{i=1}^{N^d+1}H_{wi}^d\left(1-\frac{D^d}{p_i^d}\right)\right]\right\}$$

$Q^d = n_d Q(d = 1, 2, \cdots, N_0)$: 가지생산선번호

$K_i(i = 0, 1, \cdots, N+1)$, $K_i^d(i = 0, 1, \cdots, N^d + 1; d = 1, 2, \cdots, N_0)$: 옹근수

Q, $Q^d(d = 1, 2, \cdots, N_0)$: 실수

이것은 혼합옹근수비선형함수이다.(MINLP)

3. 조립형생산체계를 위한 풀이알고리듬

우에서 론의한 조립형생산체계는 기본선을 포함하여 매 가지선이 하나의 MINLP문제로 고찰되며 이 문제를 최량적으로 풀기가 매우 힘들다.

따라서 3단계의 알고리듬단계를 제안하였다.

① 알고리듬 1단계

이 단계에서는 매 한단계생산체계의 MINLP를 위한 가지한계법알고리듬(BAB)단계를 진행한다.

걸음 1 초기문제의 NLP를 풀고 MINLP문제의 최량풀이의 하한으로서 그것의 목적함수값을 설정한다.

$$ZL = TC$$

걸음 2 만일 풀이들이 옹근수이면 처리는 중지되고 최적풀이를 얻는다. 그렇지 않으면 $ZU \to \infty$로 설정한다.

걸음 3 한번에 제한 1개를 추가하여 부분모임들을 구성하면 NLP의 완화된 부분모임결과가 하나씩 해결된다. 풀이의 가능성을 검사하고 마디를 형성하기 위한 실행가능한 풀

이들을 보존한다.

만일 풀이들이 옹근수이면 갱신된 식 ZL은 새로운 풀이와 같다.

걸음 4 ZU와 ZL을 비교한다.

$$ZL \le ZU$$

이면

$$ZU \leftarrow ZL$$

이다.

걸음 5 가능한 풀이공간에서 가장 좋은 풀이를 찾는다.

걸음 6 걸음 2부터 걸음 4를 반복한다.

② 알고리듬 2단계

조립형생산체계는 여러개의 MINLP문제를 포함하므로 간단한 MINLP문제를 푸는것보다 풀기가 힘들다. 즉 BAB법에 의해 최량적으로 ATSCS문제를 푸는것이 불가능하다.

따라서 하나의 현실적인 대규모문제에 대해 적합한 풀이를 얻기 위한 발견적방법이 필요된다.

알고리듬의 다음단계에서는 매 가지의 생산체계를 하나의 생산체계로 합치기 위한 알고리듬단계를 진행한다.

걸음 1 기본선 MINLP문제를 공식화하고 총 비용식 TC_m과 묶음크기 Q를 얻는다.

걸음 2 관계식

$$Q^d = n_d Q$$

를 대응하는 가지선 MINLP에 대입한다.

걸음 3 모든 MINLP들이 풀릴 때까지 한번에 1개씩 가지선 MINLP문제를 푼다.

총 비용식 $TC_d(d=1, 2, \cdots, N_0)$값을 보관한다.

걸음 4 모든 비용을 합한다.

$$TC_a = TC_m + \sum_{d=1}^{N_0} TC_d$$

③ 알고리듬 3단계

알고리듬 2단계에서 얻어진 풀이를 보다 개선하기 위하여 탐색알고리듬을 실행시킨다. 개선탐색은 그다음 초기풀이근방을 검색하고 결과에서 보다 개선된 최량점을 찾아낸다. 따라서 더 좋은 결과가 개선탐색을 통해 얻어질수 있다.

걸음 1 기본선에서 한주기당 생산되는 부분품들의 전체 량 Q를 얻어내고 총비용을 평가하기 위해 ATSCS의 MLNLP에 알고리듬 2단계를 적용한다.

걸음 2 초기결과로서 TC_a를 설정하고 Q_t는 $\pm Q$(검색범위)탐색한계, 탐색걸음 λ_s를 설정한다.

걸음 3 $Q \pm Q_t$의 근방을 탐색한다.

만일 총비용 TC_a에서 감소가 있으면 TC_a를 갱신하고 그에 따르는 Q와 대응한 선에서 모든 묶음크기를 갱신한다.

걸음 4 만일 검색범위내에 Q가 있으면 걸음 3을 반복하고 아니면 중지하고 현재 TC_a, Q의 값과 그리고 모든 묶음크기를 얻는다.

4. 모 의 실 험

우리는 제안한 방법을 3개의 생산선들로 구성되는 9개의 공정들이 있는 조립형생산체계에 적용하여 효과성을 평가하였다.

공정 $s1-s4$는 주요생산선을 구성하고 $s5, s6, s7-s9$는 2개의 가지를 형성한다.

$s5$와 $s6$으로 구성된 가지를 마디 1에서 기본선과 합쳐지는 가지 1(공정 2)이라고 하고 류사하게 $s9$를 통하여 $s7$로 구성되는 가지를 마디 2에서 기본선과 합쳐지는 가지 2(공정 3)라고 하자.

조립형생산체계의 체계파라메터들이 표 1과 같이 주어졌다고 하자.

표 1. 조립형생산체계의 체계파라메터

생산선	D	P	수송비용	설치비용	유지비용
기본선	5 000	5 500	$A_{s1}=300$	$A_r=110$	$H_r=45$
		5 600	$A_{s2}=250$	$A_{w1}=100$	$H_{w1}=30$
		6 000	$A_{s3}=300$	$A_{w2}=100$	$H_{w2}=45$
		5 500	$A_{s4}=350$	$A_{w3}=100$	$H_{w3}=25$
				$A_{wf}=100$	$H_{wf}=35$
가지 1 ($s5$-$s6$)	15 000	$P_1^1=20\ 000$	$A_{s1}^1=220$	$A_r^1=80$	$H_r^1=30$
		$P_1^2=20\ 000$	$A_{s2}^1=250$	$A_{w1}^1=60$	$H_{w1}^1=28$
				$A_{w2}^1=90$	$H_{w2}^1=25$
가지 2 ($s7$-$s8$-$s9$)	20 000	$P_1^2=25\ 000$	$A_{s1}^2=250$	$A_r^2=75$	$H_r^2=28$
		$P_2^2=25\ 000$	$A_{s2}^2=300$	$A_{w1}^2=60$	$H_{w1}^2=30$
		$P_3^2=25\ 000$	$A_{s3}^2=200$	$A_{w2}^2=100$	$H_{w2}^2=25$
				$A_{w3}^2=90$	$H_{w3}^2=20$

알고리듬 1단계와 2단계를 거쳐 다음과 같은 전체 체계의 최량풀이를 얻는다.(표 2)

표 2. 전체 체계의 최량풀이

생산선	주기당 수량 Q	매 단계에서 묶음수	총비용	전체 비용
기본선	900	$K_0=6$ $K_1=5$ $K_2=7$ $K_3=4$ $K_4=5$	43 301	154 935
가지 1	2 700	$K_0^1=10$ $K_1^1=11$ $K_2^1=8$	44 315	

표계속

생산선	주기당 수량 Q	매 단계에서 묶음수	총비용	전체 비용
가지 2	36 00	$K_0^2=11$ $K_1^2=13$ $K_2^2=9$ $K_3^2=8$	67 319	

알고리듬 3단계를 거쳐 다음과 같은 전체 체계의 개선된 최량풀이를 얻는다.(표 3)

표 3. 전체 체계의 개선된 최량풀이($K_3^2=8$)

생산선	주기당 수량 Q	매 단계에서 묶음수	총비용	전체 비용
기본선	480	$K_0=6$ $K_1=5$ $K_2=7$ $K_3=4$ $K_4=5$	46 092	142 783
가지 1	1 440	$K_0^1=9$ $K_1^1=10$ $K_2^1=8$	38 282	
가지 2	1 920	$K_0^1=11$ $K_1^2=12$ $K_2^2=9$ $K_3^2=8$	58 405	

모의실험에서 알고리듬 2단계에 의해서는 $Q=900$ 이고 후에 풀이를 개량한 개선된 탐색법 즉 알고리듬 3단계에 의해서는 $Q=480$ 이다. 그러나 두 발견적방법에서 전체 비용은 상대적으로 근사하며(알고리듬 2에서는 15 4935, 알고리듬 3에서는 14 2783) 기본선과 가지선들에서 묶음들의 수만 재조직된다. 모의실험은 2개의 발견적방법이 조립형생산체계에 대하여 생산자들이 수요자들의 수요에 신속히 대응할수 있게 원자재를 주문하고 제품들을 생산하며 운영을 효과적으로 진행할수 있게 하는 보다 좋은 풀이를 얻게 된다는것을 보여준다.

맺 는 말

조립형생산체계를 여러개의 한단계생산체계와 다단계생산체계로 분해하고 매 가지모형을 전체 체계모형으로 합성하여 모형화하였다. 또한 조립형생산체계재고모형의 최량방안들인 묶음의 크기, 묶음들의 수, 기본선과 매 가지선들에서 한 주기의 전체 량을 얻기 위한 발견적알고리듬을 제기하고 모의를 통하여 효과성을 검증하였다.

참 고 문 헌

[1] V. Tardif, L. Maaseidvaag; European Journal of Operational Research, 132, 411, 2001.
[2] R. Kasthuri, C. V. Seshaiah; Int. Journal of Math. Analysis, 8, 4, 157, 2014.
[3] Adisak Nowneow et al.; International Journal of Applied Engineering Research, 13, 7, 5472, 2018.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Inventory Control for the Assembly-Type Production System Controlled by the Batches

Mun Jong Hui, *Mun Kyong Ho*

In this paper, a mathematical model of the assembly-type production system is built by appropriately aggregating the individual branch models as a whole system, and a heuristic algorithm is developed which determines the reasonable inventory proposal is proposed.

Key words: inventory control, batch, assembly-type production system

김일성종합대학학보 정보과학
주체108(2019)년 제65권 제4호

Windows 64bit조작체계에서 C언어를 리용한 아쎔블리코드후킹실현의 한가지 방법

리선남, 전철용

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《프로그람을 개발하는데서 기본은 우리 식의 프로그람을 개발하는것입니다. 우리는 우리 식의 프로그람을 개발하는 방향으로 나가야 합니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제21권 42페지)

오늘날 콤퓨터는 인민경제의 주체화, 현대화, 정보화, 과학화를 실현하는데서 없어서는 안될 수단으로 되고있으며 나날이 응용범위가 확대되고있다.

후킹(Hooking)[1, 3, 4]은 어떤 공정흐름의 도중에 추가적인 조작을 진행하기 위하여 공정에서 잠간 리탈하여 필요한 조작을 진행한 후 다시 원래의 공정을 계속 수행하는 과정이다.

류사한 개념인 려과(Filtering)[2]에서는 공정흐름과정에서 필요한 결과만을 통과시키며 공정을 통과하는 모든 입력들을 다 검사하지만 입력값에 따라 원래공정으로 귀환할수도 있고 그렇게 하지 않을수도 있다.

그러나 후킹은 공정의 도중에 추가적인 조작을 수행하고 반드시 원래의 공정으로 귀환한다.

선행연구[1]에서 제안한 IAT후킹방법은 IAT(Import Address Table)를 리용하여 후킹을 진행하는 방법인데 Windows실행화일의 PE구조체에서 Windows API들의 주소목록을 보관하는 IAT에 Windows API의 주소대신에 후킹처리부분의 주소를 써넣는 방법이다. 이 방법에서는 실행화일에서 Windows API를 호출하려고 IAT로부터 주소를 얻을 때 후킹처리부분의 주소가 대신 얻어지며 실행화일은 후킹처리부분을 호출한다.

이 방법의 우점은 간단하고 조작체계판본에 상관없이 안전하게 동작할수 있는 반면에 다음과 같은 여러가지 문제점들이 있다.

우선 IAT라는 한가지 자원에 의거하는것으로 하여 이미 후킹한 Windows API에 다시 후킹을 걸면 충돌이 일어나게 된다.

다음 Windows API에만 후킹을 걸수 있으며 광범한 실행령역에 후킹을 할수 없다는 부족점들이 있다.

이러한 부족점들을 극복하기 위하여 론문에서는 Windows 64bit에서 광범한 실행코드령역에 대한 아쎔블리(Assembly)코드후킹을 실현하는 방법을 제안하였다.

Windows 32bit에서 아쎔블리코드후킹은 실행코드령역에 0xE8이나 0xE9로 시작되는 call/jmp명령을 덧쓰기하고 후킹처리부분에서는 등록기값을 탄창에 넣었다가 후킹처리를 다 진행한 다음 탄창에서 등록기값들을 읽어서 회복한 다음 원래의 공정을 수행하는 방법으로 후킹을 실현한다.

Windows 64bit에서 이러한 후킹을 실현하자면 다음의 두가지 문제점들이 제기된다.

첫째로, 후킹하려는 모듈과 후킹후처리부분이 들어있는 모듈들이 다르고 두 모듈이 위치한 주소들의 편위가 4B한계를 넘는 경우 선행연구방법을 리용할수 없다.

Windows 64bit에서는 CPU가 처리하는 모든 등록기들의 크기가 64bit(8B)이며 모든 주소와 지적자들도 8B로 표현되고 또한 일반적으로 후킹처리부분은 후킹하려는 주소와 서로 다른 모듈에 존재할수 있으므로 두 모듈사이 편위차값이 4B한계를 넘어나는 경우도 있을수 있다.

그러므로 0xE8이나 0xE9로 시작되는 jmp나 call명령들과 같이 4B편위값에 의하여 목적주소가 결정되는 명령들은 다른 모듈로 이행하는데는 쓸수 없다.

둘째로, 64bit에서는 inline아쎔블러명령을 쓸수 없으며 declspec(naked)와 같은 예약어를 지원하지 않는것으로 하여 등록기값들을 저장하는 공정이 간단하게 진행될수 없다.

론문에서는 Windows 64bit에서 이러한 문제점들을 극복하기 위하여 아쎔블리코드후킹을 다음과 같이 실현하였다.

① 후킹하려는 주소로부터 편위가 4B이하로 표현되는 령역에 기억구역을 할당한다.

② 등록기값들과 기발변수값을 보관하는 아쎔블러명령에 해당한 16진수자료를 기억구역에 써넣는다.

③ 기억구역으로 이행하도록 한다.

이 방법은 후킹주소로부터 최대한 가까운 기억구역에 후킹코드를 자료로 보관하는 방법이라고 말할수 있다.

후킹실현을 실례를 들어 고찰하자.

처음으로 후킹하려는 주소와 최대한 가까운 주소에 후킹을 위한 아쎔블러명령들을 보관할 기억구역을 할당한다.

```
LPVOID  WINAPI  VirtualAlloc(
  _In_opt_   LPVOIDlpAddress,
  _In_        SIZE_T  dwSize,
  _In_        DWORD  flAllocationType,
  _In_        DWORD flProtect
);
```

우의 함수를 리용하여 후킹하려는 주소부터 시작하여 성공할 때까지 페지단위만큼씩 증가하면서 기억구역을 할당한다.

```
Int  i;
    void  *  page;
    MEMORY_BASIC_INFORMATIONmbi;
    SecureZeroMemory(&mbi, sizeof(mbi));
    /* 목적주소의 모듈시작주소를 얻는다. */
    VirtualQuery((LPCVOID)targetAddress, &mbi, sizeof(mbi));
    /* 모듈의 시작과 끝으로부터 증가하면서 기억구역할당이 성공할 때까지 진행한
    다. */
    for  (int  i  =  1;  I  <  MAXINT32;  i  *=  2)  {
        page  =  VirtualAlloc((LPVOID)((size_t)mbi.AllocationBase  －
                (i  *  OS_PAGE_SIZE)),  OS_PAGE_SIZE,  MEM_COMMIT  |
                                MEM_RESERVE,  PAGE_EXECUTE_READWRITE);
```

```
        if (NULL != page) {
            break;          }
    page = VirtualAlloc((LPVOID)((size_t)mbi.AllocationBase +
            mbi.RegionSize + (i * OS_PAGE_SIZE)), OS_PAGE_SIZE,
            MEM_COMMIT | MEM_RESERVE, PAGE_EXECUTE_READWRITE);
    if (NULL != page) {
            break;      }
    }
```

다음으로 할당된 기억구역에 등록기값과 기발변수들을 저장하기 위한 아쎔블러명령들의 16진수코드배렬을 저장한다.(표 1)

표 1. 아쎔블러명령에 해당한 16진수자료

주 소	16진수자료
0x000007F706B08600	50 51 52 53 54 55 56 57 41 50 41 51 41 52 41 53
0x000007F706B08610	41 54 41 55 41 56 41 57 9C 48 B8 10 32 54 76 87
0x000007F706B08620	BA DC Fe 50 48 B8 F0 DE BC 9A 78 56 34 12 50 C3

표 2에 표 1에 해당하는 아쎔블러명령을 보여주었다.

표 2. 표 1에 해당하는 아쎔블러명령

주 소	아쎔블러명령
0x000007F706B08600	push rax
0x000007F706B08601	push rcx
0x000007F706B08602	push rdx
0x000007F706B08603	push rbx
0x000007F706B08604	push rsp
0x000007F706B08605	push rbp
0x000007F706B08606	push rsi
0x000007F706B08607	push rdi
0x000007F706B08608	push r8
0x000007F706B0860A	push r9
0x000007F706B0860C	push r10
0x000007F706B0860E	push r11
0x000007F706B08610	push r12
0x000007F706B08612	push r13
0x000007F706B08614	push r14
0x000007F706B08616	push r15
0x000007F706B08618	pushfq
0x000007F706B08619	mov rax, 0FEDCBA9876543210h
0x000007F706B08623	push rax
0x000007F706B08624	mov rax, 123456789ABCDEF0h
0x000007F706B0862E	push rax
0x000007F706B0862F	ret

표 2의 16진수코드렬은 등록기들과 기발변수를 탄창에 보관하고 0x123456789ABCDEF0(후킹처리부분)으로 이동하는 아쎔블리코드이다.

특히 0x7F706B08619부터 0x7F706B0862F까지의 아쎔블러명령은 0x123456789ABCDEF0에 위치한 함수를 호출하고 0xFEDCBA9876543210으로 귀환하는 과정이다.

다음의 코드를 실행함으로써 명령지적자는 0x7F706B08600에 위치한 아쎔블러명령을 실행한다.

```
DWORDdwOldProtect;
BYTEbzJumpCode[5];
bzJumpCode[0]=0xE8;
*(DWORD*)&bzJumpCode[1]=(DWORD)0x7F706B08600−(DWORD)<후킹주소> −5;
VirtualProtect((PVOID) <후킹주소>, 5, PAGE_EXECUTE_READWRITE, &dwOldProtect);
memcpy((PVOID) <후킹주소>, bzJumpCode, 5);
```

그다음 우와 같은 방법으로 등록기값들과 기발변수값을 탄창에서 읽어서 회복하고 원래의 위치로 돌아가 후킹처리를 결속한다.

맺 는 말

Windows 64bit에서 아쎔블리코드를 수정하여 후킹을 진행하는 한가지 방법을 제안하여 일반적으로 리용되는 Windows API후킹의 제한점과 부족점들을 극복하였다.

참 고 문 헌

[1] Greg Hoglund, James Butler; Rootkits: Subverting the Windows Kernel, Addison Wesley Professional, 250～352, 2005.

[2] Peter Gregory; Computer Viruses for Dummies, Wiley Publishing, 120～170, 2004.

[3] Wenhao Fan et al.; Computers & Security, 70, 224, 2018.

[4] Bill Blunden; The Rootkit Arsenal, Wordware Publishing, 450～560, 2009.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Assembly Code Hooking Implementation Using C Language in Windows 64bit Operating System

Ri Son Nam, Jon Chol Yong

In this paper, we have revealed some mistakes of Windows hooking API, which was commonly used in the past, and have presented a new method of Assembly code hooking which can work in global executable memory area.

Key words: Windows 64bit, C Language, code hooking

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

학습내용물온톨로지제작도구의 실현에 대한 연구

리 명 진

의미웨브[1]는 웨브상의 정보에 잘 정의된 의미를 부여함으로써 사람뿐아니라 콤퓨터도 쉽게 문서의 의미를 리해하여 사용자의 요구에 맞는 정보와 웨브봉사를 제공하도록 한다.

의미웨브실현을 위하여 DF, RDFS, OWL과 같은 온톨로지작성표준[1, 2]들이 제정되고 전자학습에 적용되였다. 그리고 현재 학습내용물온톨로지들이 작성되여 학습자료의 검색과 학습능력판단과 학습경로조종들에 응용되고있다.

현재 학습내용물온톨로지작성은 Protégé와 OntoEdit와 같은 온톨로지전용작성도구들을 리용하므로 학습내용물작성자들이 온톨로지작성에 대한 전문지식을 소유하여야 하며 온톨로지작성에 많은 로력과 시간이 소비되는 결함을 가지고있다.

론문에서는 학습내용물온톨로지를 작성하는 전용도구를 설계하여 학습내용물작성에 드는 로력과 시간을 절약하는 방법을 제안하였다.

1. 학습내용물온톨로지작성과 관련한 기능

선행연구[2]들에서는 온톨로지작성도구들의 특징과 우점들을 분석한데 기초하여 학습내용물온톨로지작성도구에서 다음과 같은 기능들을 제공하도록 하였다.

① 온톨로지에 클라스들과 속성들, 객체들을 창조, 보관, 삭제할수 있는 온톨로지관리기능

온톨로지에는 개념을 나타내는 클라스들과 그 관계를 표현하는 속성들, 클라스의 실체로서 객체들이 포함되게 된다.

클라스들과 속성들, 객체들을 창조하여 온톨로지에 보관하고 온톨로지에서 삭제하는 것은 온톨로지작성의 가장 기초적인 기능으로 된다. 그리고 OWL로 표현되는 온톨로지에서는 클라스들의 계승, 클라스들의 동등성, 속성들의 계승과 속성의 이행성, 함수성, 비겹침성과 같은 온톨로지작성의 보다 세부적인 정보들을 줄수 있으므로 온톨로지에 이러한 특징들을 서술할수 있는 기능을 추가하여야 한다.

온톨로지작성도구에는 이러한 온톨로지관리를 위한 핵심기능들이 제공되여야 한다.

② 온톨로지에 정의된 클라스들의 계층구조를 열람하고 클라스속성정보들을 추가할수 있는 클라스편집기능

온톨로지에서 정의되는 클라스들을 편집하는 기능으로서 클라스의 창조, 수정, 삭제를 위한 대면부를 제공하고 령역에 정의된 클라스들의 계층구조를 현시할수 있는 기능이다. 일반적으로 클라스계층구조는 나무구조의 형태로 표현되며 나무구조의 대면부에서 선택된 클라스들에 대한 편집환경이 대면부에 제공되여야 한다.

③ 온톨로지에 정의된 속성들의 계층구조를 열람하고 클라스속성정보들을 추가할수

있는 속성관리기능

온톨로지에서 정의되는 속성들을 편집하는 기능으로서 속성의 창조, 수정, 삭제를 위한 대면부를 제공하고 령역에 정의된 속성들의 계층구조를 현시할수 있는 기능이다.

속성계층구조는 나무구조의 형태로 표현되며 나무구조의 대면부에서 선택된 속성들에 대한 편집환경이 대면부에 제공되여야 한다. 그리고 속성의 함수성, 이행성, 비겹침성과 같은 세부정보들을 주기 위한 대면부가 제공되여야 한다.

④ 온톨로지에 정의된 객체들의 목록을 열람하고 객체에 속성정보들을 추가할수 있는 객체관리기능

온톨로지에서 클라스의 실체로서 정의되는 객체들을 편집하는 기능으로서 객체의 창조, 수정, 삭제를 위한 대면부를 제공하며 객체가 속한 클라스형의 지정, 객체의 속성편집과 같은 기능들을 제공한다.

⑤ 학습내용물작성자들에게 학습내용물정보를 편집할수 있도록 제공되는 학습내용물정보편집기능

학습내용물작성자들에게 학습내용물의 제목, 간단한 설명, 학습내용물의 류형, 실마리어와 같은 메타자료들과 학습내용물의 구조정보를 편집할수 있는 편집대면부를 제공하여야 한다. 이와 같이 입력된 자료들은 온톨로지관리기능에 의하여 온톨로지에 반영되게 된다.

⑥ 작성된 학습내용물온톨로지를 OWL문서로 보관하고 적재하기 위한 입출력기능

2. 학습내용물온톨로지작성도구의 설계

학습내용물온톨로지작성도구(LCOntologyEditor)는 다음과 같이 구성된다.

LCOntologyEditor = <OntDS, OntEngine, ClassEditor, PropertyEditor, IndividualEditor, LCInfoEditor, IO>

여기서 OntDS는 온톨로지자료구조, OntEngine는 온톨로지관리엔진, ClassEditor는 클라스편집기, PropertyEditor는 속성편집기, IndividualEditor는 객체편집기, LCInfoEditor는 학습내용물정보편집기, IO는 입출력기이다.

학습내용물온톨로지작성도구구성도를 그림에 보여주었다.

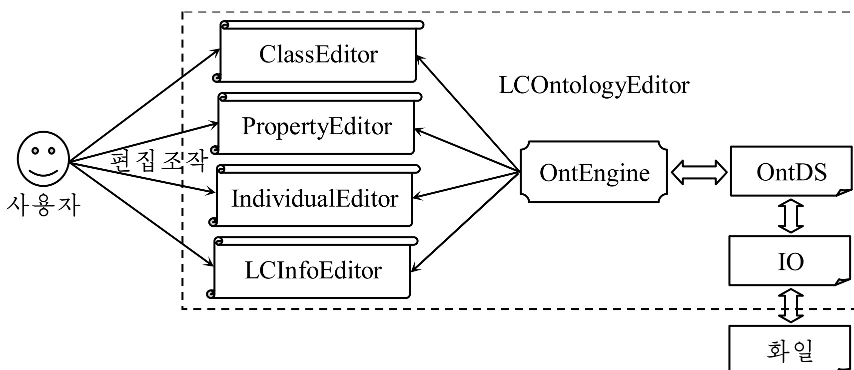


그림. 학습내용물온톨로지작성도구구성도

OntDS에서는 온톨로지에서 클라스와 속성, 객체들의 자료구조를 결정하고 클라스배렬, 속성배렬, 객체배렬을 통하여 작성된 온톨로지의 자료들을 보관한다.

OntEngine은 온톨로지에서 클라스와 속성, 개체들의 창조, 삭제, 수정, 속성설정과 같은 기본기능들을 제공하는 온톨로지관리핵심부이다.

OntoEngine에서 실현된 기본기능은 온톨로지자료기지 OntDS에 반영되게 된다. 모든 모듈들의 조작은 OntEngine의 핵심부기능에 의하여 실현된다.

ClassEditor는 사용자들에게 클라스의 창조와 삭제, 계승과 클라스동등성과 같은 특성들을 설정하고 클라스의 계층구조를 현시하는것과 같은 클라스를 편집할수 있는 환경을 제공하며 사용자의 조작은 OntEngine에 전송하여 온톨로지자료구조에 적재하도록 한다.

PropertyEditor는 사용자들에게 속성의 창조와 삭제, 계승과 속성의 동등성, 반전성, 이행성, 함수성과 같은 특성들을 설정하고 속성의 계층구조를 현시하는것과 같은 속성을 편집할수 있는 환경을 제공하며 사용자의 조작은 OntEngine에 전송하여 온톨로지자료구조에 적재하도록 한다.

IndividualEditor는 사용자들에게 객체의 창조와 삭제, 수정, 속성들을 설정하고 객체들의 목록을 현시하는것과 같은 속성을 편집할수 있는 환경을 제공하며 사용자의 조작은 OntEngine에 전송하여 온톨로지자료구조에 적재하도록 한다.

LCInfoEditor는 학습내용물의 작성자, 작성날자, 제목, 구조화정보와 같은 학습내용물정보를 입력 및 수정하는 대면부를 사용자들에게 제공하며 입력된 학습내용물정보는 OntEngine에 전송하여 온톨로지자료구조에 적재하도록 한다.

IO는 입출력기로서 온톨로지자료구조의 클라스들과 속성들, 개체들을 OWL화일로 보관하고 화일의 내용을 자료기지에 불러들이는 역할을 수행한다.

3. 온톨로지자료구조의 설계

온톨로지자료구조는 온톨로지에서 정의되는 클라스들과 속성들, 개체들과 그 특성정보들을 반영할수 있도록 구조화되여야 한다.

온톨로지자료구조 OntDS는 온톨로지메타정보 OntInfo와 클라스배렬 $OntCls^*$, 속성배렬 $OntPro^*$, 객체배렬 $OntIdv^*$로 구성된다.

$$OntDS = \{OntInf,\ OntCls^*,\ OntPro^*,\ OntIdv^*\}$$

OntoInfo는 다음과 같은 마당들로 구성된다.

$$OntoInfo = \{title,\ version,\ comment,\ createDate,\ cooper\}$$

여기서 title은 온톨로지의 제목이고 version은 판본정보이며 comment는 온톨로지에 대한 간단한 설명으로서 온톨로지의 작성목적과 령역 등을 서술할수 있다. createDate는 창조날자이며 cooper는 온톨로지제작기관이다.

$OntCls^*$은 클라스배렬로서 클라스배렬에 속한 매 클라스는 다음과 같은 구조를 가진다.

$$OntCls = (uri,\ comment,\ superes,\ subes,\ equales)$$

여기서 uri는 온톨로지에 정의된 클라스를 식별하기 위한 URI문자렬, comment는 클라스에 대한 간단한 설명, superes는 상위클라스배렬, subes는 하위클라스배렬, equales는 동등클라스

배렬이다.

OntPro*은 속성배렬로서 속성배렬에 속한 매 속성은 다음과 같은 구조를 가진다.

OntPro = (uri, comment, type, proBits, superes, subes, equales, invers)

여기서 uri는 온톨로지에 정의된 속성을 식별하기 위한 URI문자렬, comment는 속성에 대한 간단한 설명, type는 속성의 형을 정의하는 마당(1일 때 자료형속성, 0일 때 객체속성), proBits는 속성의 이행성, 함수성(값이 하나), 비겹침성과 같은 속성의 특성을 반영하는 비트마당배렬이다. 여기서 이행성은 속성 p와 객체변수 x, y, z가 주어질 때 p(x, y), p(y, z) → p(x, z)가 만족되는 속성들을 나타내고 함수성은 이름, 나이와 같이 유일값을 가지는 속성을 나타내며 비겹침성은 식별자와 같이 서로 다른 객체들이 같은 값을 가질수 없는 속성을 정의한다. proBits의 첫 비트가 1이면 이행속성, 두번째 비트가 1이면 함수속성, 세번째 비트가 1이면 비겹침속성이다. 그리고 superes는 상위클라스배렬, subes는 하위클라스배렬, equales는 동등클라스배렬, invers는 반전속성배렬이다.

OntIdv *은 클라스배렬로서 클라스배렬에 속한 매 클라스는 다음의 구조를 가진다.

OntIdv = (uri, comment, classes, pros, equales)

여기서 uri는 온톨로지에 정의된 객체를 식별하기 위한 URI문자렬, comment는 객체에 대한 간단한 설명, classes는 객체가 속한 클라스들의 배렬, pros는 객체의 속성배렬이다. 개체가 어떠한 클라스에 속하면 그 클라스를 정의역으로 가지는 속성들을 가지는데 pros에는 속성이름-값쌍으로서의 개체속성들이 포함된다. 그리고 subes는 하위클라스배렬이며 equales는 동등클라스배렬이다.

4. 온톨로지작성시간의 평가

문서편집기, 화상편집기, 다매체편집기와 같은 일반적인 편집기들의 질을 평가할 때 목적하는 편집물을 적은 조작으로 얼마나 빨리 작성하는가 하는것은 중요한 지표의 하나이다.

좋은 편집환경을 제공하는 편집기들은 마우스나 건반의 적은 사용회수로 목적하는 편집물을 생성할수 있다.

온톨로지작성에 드는 편집조작과 시간의 평가를 다음의 표에 보여주었다.

표. 온톨로지작성에 드는 편집조작과 시간의 평가

구분	클라스 작성조작/회	속성 작성조작/회	객체 작성조작/회	과목온톨로지 작성시간/h
Protégé를 리용한 학습내용물온톨로지편집	10	15	100이상	10
론문에서 제안된 도구를 리용한 학습내용물온톨로지편집	0	0	15	1

표에서는 전용화된 온톨로지작성도구인 Protégé를 리용한 학습내용물온톨로지의 작성과 론문에서 제안한 학습내용물온톨로지작성도구를 리용한 학습내용물온톨로지작성에 드는 편집조작과 시간을 대비적으로 보여주었다. 표에서 편집조작을 나타내는 회수는 클라스

생성, 속성생성이름, 계승과 같은 하나의 정보를 추가하는 단위를 1개의 회수로 보았다.

Protégé를 리용하여 클라스를 작성하는 경우에는 클라스생성, 클라스이름입력, 상위클라스들의 설정, 하위클라스들의 설정(상, 하위클라스들을 설정하는 경우 클라스선택창문을 펼치고 여러 조작들을 진행)과 같은 여러조작들을 진행하여야 한다.

속성을 작성하는 경우 속성의 생성, 속성이름의 입력, 정의역과 값구역의 설정(정의역과 값구역을 설정하는 경우 클라스선택창문을 펼치고 여러 조작들을 진행), 이행성, 함수성, 비겹침성과 같은 설정조작들을 진행하여야 한다.

론문에서 제안된 학습내용물온톨로지작성도구에서는 이미 학습내용물의 령역을 표현하는 클라스들과 속성들이 정의되여있으므로 이러한 조작을 진행할 필요가 없다.

론문에서 제안된 학습내용물온톨로지작성도구에서는 학습내용물정보입력창문에서 학습내용물정보들을 입력하면 그것에 대응한 온톨로지클라스객체의 생성과 속성들이 추가되므로 편집조작회수가 대폭 감소된다. 따라서 온톨로지작성전문가가 아닌 경우에도 온톨로지작성에 드는 시간을 10배정도 절약할수 있다.

맺 는 말

학습내용물온톨로지작성과 관련한 기능을 제공하고 그것을 지원하기 위한 학습내용물온톨로지제작도구를 설계하였다. 또한 학습내용물온톨로지를 보관하기 위한 자료구조를 설계하고 학습내용물자료들을 온톨로지로 변환하여 온톨로지작성에 드는 시간을 줄이는 방법을 제안하였다.

참 고 문 헌

[1] 김일성종합대학학보(자연과학), 62, 9, 29, 주체105(2016).

[2] N. Henze et al.; Reasoning and Ontologies for Personalized E-Learning in the Semantic Web, 7, 4, 82, 2004.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Study on Implementation of Making Tool for Lecture Content Ontology

Ri Myong Jin

In the paper was the data structure which offered functions related to making lecture content ontology, and stored a making tool for lecture content ontology and lecture content ontology for supporting them.

And was the method to save time in converting lecture content data into ontology proposed.

Key words: ontology, e-learning, semantic web

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

δ계산론리에 의한 안전한 분산이동형처리의 모형화에 대한 연구

박지혜, 김용석

경애하는 최고령도자 **김정은**동지께서는 다음과 같이 말씀하시였다.

《첨단돌파전을 힘있게 벌려야 나라의 과학기술전반을 빨리 발전시키고 지식경제의 토대를 구축해나갈수 있습니다.》

오늘 우리 나라에서는 인민경제의 모든 분야를 발전시키기 위하여 공장, 기업소들마다에 업무통합체계를 확립하기 위한 사업이 힘있게 진행되고있다. 특히 나라의 경제규모가 비할바없이 커지고 정보의 류통과 처리량이 방대해지는데 따라 콤퓨터망을 통한 기업업무가 활발히 벌어지고있으며 이로 하여 업무통합체계들이 분산이동형실시간체계로 개발되여 리용되고있다.

업무통합체계들의 이러한 분산이동형실시간적특성으로 하여 세계적으로 기업업무모형화에서 업무안정성과 보안성을 담보하는 안전한 체계를 구축하는 방향으로 업무통합체계개발이 진행되고있다.[1]

현시기 발전하는 현실의 요구와 세계적추세에 맞게 기업업무통합체계를 과학적으로 확립하고 업무통합체계의 정확성을 검증하는 문제는 매우 중요한 문제로 나선다.

선행연구[2]에서는 분산이동형실시간처리들을 모형화하는데 π계산론리를 리용하였으며 모형검증도구를 리용하여 검증함으로써 설계의 정확성을 확인하였다.

그러나 π계산론리는 이동들을 값통과통신의 개념으로 표현하기때문에 처리들의 실제한 이동을 표현하는데는 적합하지 않다. 결과 이동들에 대한 현실성에서 심한 이지러짐이 있고 또한 이동들을 직접적으로 명백히 표현할수 없으므로 실지 이동의 표현에는 엄격한 제한이 있었다.

론문에서는 선행연구의 제한성을 극복하고 처리들을 직접적으로 명백히 표현할수 있을뿐아니라 처리들을 본문적으로, 그라프적으로도 다 표시할수 있는 δ계산론리를 제안하였다. 또한 체계보안의 실례로서 CryptoLocker체계[3]를 모형화함으로써 δ계산론리의 효과성을 분석하였다.

1. δ계산론리

업무처리의 이동들을 명세화하기 위한 처리대수로 δ계산론리를 정의하기로 한다. δ계산론리에서의 이동들은 기본적으로 동기적이다. 그러므로 비동기적이동에 의하여 초래되는 교착과 같은 체계의 정상완료에 지장을 주는 문제들을 방지할수 있다. 또한 중요한것은 비동기적이동들을 동기적방식으로 조종하기 위한 제한요구들로 하여 δ계산론리에서 비동기적이동들을 표시할수 있다.

1) 문장론

δ계산론리의 문장론을 표 1에 보여주었다.

표 1. δ계산론리의 문장론

$P ::= \text{nil}$	//휴식	$\mid M.P$	//이동
$\mid P_{(n)}$	//우선권	$\mid C.P$	//처리조종
$\mid P[Q]$	//포함	$M ::= m_t^p(k)P$	//이동요청
$\mid P[\overline{Q}]$	//숨기기	$\mid \overline{m}_t^p(k)P$	//숨기기이동요청
$\mid P(r)$	//포구	$\mid Pm(k)$	//이동허가
$\mid P \setminus F$	//제한	$\mid P\,\overline{m}(k)$	//숨기기이동허가
$\mid P+Q$	//선택	$m ::= \text{in} \mid \text{out} \mid \text{get} \mid \text{put}$	//이동활동
$\mid P \parallel Q$	//병렬	$C ::= \text{new}\ P$	//처리창조
$\mid r(a).P$	//통신	$\mid \text{kill}\ P$	//처리사멸
$\mid P\Delta_t(S, T, I)$	//통신범위	$\mid \text{exit}$	//처리탈퇴
$\mid P\square_{[l, u]}(S, L, U, K, R, I)$	//이동범위		

δ계산론리의 문장론을 구체적으로 보면 다음과 같다.

① 휴식(0)

처리에 대한 정지이다.

② 우선권($P_{(n)}$)

처리 P의 우선권을 옹근수 $n \geq 0$으로 표시한다. 수가 클수록 더 높은 우선권을 나타낸다.

편리성을 위하여 기정으로 0을 가장 높은 우선권으로 정한다.

③ 포함($P[Q]$)

P는 Q를 포함한다. 안의 처리 (Q)는 밖의 처리 (P)에 의하여 조종된다. 따라서 안의 처리는 밖의 처리의 허가가 없이는 외부의 다른 처리와 통신할수 없다.

안의 처리가 밖의 처리보다 더 높은 우선권을 가지고있다 하여도 허가방식에는 변동이 없다.

그러나 더 높은 우선권은 안의 처리가 그 어떤 허가가 없이도 밖의 처리로부터 나올수 있도록 한다.

④ 숨기기($P[\overline{Q}]$)

Q는 P에 숨겨져있으며 P의 밖에서 발견할수 없다. $\overline{Q}$는 Q의 숨겨진 상태를 가리킨다. 이때 숨겨진 처리 Q는 P와 P의 외부의 모든 처리로부터 발견되지 않게 P와 같은 우선권과 포구를 공유할수 있다.

⑤ 포구($P(r)$)

P의 포구 r를 표시하며 포구를 통하여 P가 다른 처리들과 통신할수 있다.

⑥ 제한($P \setminus F$)

P에서 처리 F의 활동이나 이동을 제한시킨다.

⑦ 선택($P+Q$)

P와 Q의 우선권들이 같다면 실행시 이것들중에서 하나만이 비결정적으로 선택된다. 우선권이 다르다면 우선권이 더 높은 처리가 선택된다.

⑧ 병렬 $(P_1 \| P_2)$

P_1과 P_2가 동시에 실행된다.

⑨ 통신 $(r(a).P)$

P가 포구 r로 련결된 다른 처리와 통신하여 통보문 a를 통과시킨다. 통과방식은 보내기는 $\overline{a}$로, 받기는 a로 지적한다.

⑩ 통신범위 $(P\Delta_t(S, T, I))$

통신에 대하여 $0 \le t \le \infty$로 지적되는 마감기한으로 P의 모든 실행가지들을 표시한다. P의 표준끝에 S가 오고 t의 위반에 T를, 외부로부터의 새치기에 I를 놓는다.

⑪ 이동범위 $(P\Box_{[l,u]}(S, L, U, K, R, I))$

이동에 대하여 $0 \le l \le u \le \infty$로 지적되는 한계선으로 P의 모든 실행가지들을 표시한다. P의 마감에 S가 놓이고 아래시간한계 l의 위반에 L을, 웃한계 u의 위반에 U를, 통과암호와 같은 열쇠위반에 K를, 우선권위반에 R를, 외부로부터의 새치기에 I를 놓는다.

⑫ 이동요청 $(m_t^p(k)P;\ \overline{m}_t^p(k)P)$

목표처리에로 혹은 그것으로부터의 이동에 대한 열쇠를 가진 요청을 표시한다. 이러한 이동에는 두가지 형태가 있다. 하나는 정상적인 이동(m)이고 다른 하나는 숨겨진 이동 $(\overline{m})$이다. 여기서 t, p, k는 각각 이동에 대한 시간, 우선권, 통과암호를 나타낸다.

⑬ 이동허가 $(P\,m(k);\ P\,\overline{m}(k))$

이동요청에 대한 허가를 표시한다. 요청에서와 마찬가지로 두가지 형태가 있다. 즉 하나는 정상적인 이동(m)과 숨겨진 이동 $(\overline{m})$이다.

⑭ 처리창조(new P)

새로 창조되는 처리가 그것을 창조하는 처리보다 더 높은 우선권을 가질수 없다는 제한을 가지고 외부에 처리를 창조하는 동작을 표현한다.

⑮ 처리사멸(kill P)

처리가 자기보다 낮은 우선권을 가진 다른 처리를 종결시키는 동작을 표현한다. 이때 다른 처리를 종결시키는 처리는 숨겨진 상태에 있지 말아야 한다.

⑯ 처리탈퇴(exit)

자체로 종결되는 동작을 표현한다. 즉 자기의 모든 자식처리들이 자동적으로 그리고 계층적으로 종결된다. 이것은 교착으로 볼수 있는 빈(nil)조작과는 다르다.

계산론리에서 이동들은 기본적으로는 동기적으로 정의된다.

입출력조작이나 그러한 조작을 수행하는 다른 처리를 만드는 요청들은 목표처리로부터 허가를 받아야 한다.

엄격한 동기적이동은 일정한 우선권기준을 가진 허가정도에 의하여 결정되는 이동방식밑에서 모든 이동처리들을 조종하기 위하여 필요하다. 이것은 불필요하고 인증되지 않은 이동들이 허가되는것을 방지함으로써 목표체계의 안정성과 보안을 담보하게 한다. 또한 이동들의 동기성은 이동범위에서 시간속성들을 통신범위에서 정의된것과 꼭같이 규정함으로써 균형을 꼭 맞출수 있다.

2) 의미론

δ계산론리의 통신의미론을 표 2에 보여주었다.

표 2. δ계산론리의 통신의미론

Action	$\dfrac{-}{r(a).P \xrightarrow{r(a)} P}$	Choice$L$	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{a} P'_{(n)}}{P_{(n)} + Q_{(n)} \xrightarrow{a} P'_{(n)}}$
Choice$R$	$\dfrac{Q_{(n)} \xrightarrow{a} Q'_{(n)}}{P_{(n)} + Q_{(n)} \xrightarrow{a} Q'_{(n)}}$	Parl$L$	$\dfrac{P \xrightarrow{a} P'}{P \parallel Q \xrightarrow{a} P' \parallel Q}$
Parl$R$	$\dfrac{Q \xrightarrow{a} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{a} P \parallel Q'}$	ParCom	$\dfrac{P \xrightarrow{a} P',\ Q \xrightarrow{\bar{a}} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{\tau} P' \parallel Q'}$
CScope$C$	$\dfrac{P \xrightarrow{a} 0}{P\,\Delta_t(S, T, I) \xrightarrow{a} P'\,\Delta_t(S, T, I)}$	CScope$S$	$\dfrac{P \xrightarrow{a} 0}{P\Delta_t(S, T, I) \xrightarrow{a} S}(t > 0)$
CScope$T$	$\dfrac{T \xrightarrow{a} T'}{P\Delta_t(S, T, I) \xrightarrow{a} T'}(t = 0)$	CScope$I$	$\dfrac{I \xrightarrow{a} I'}{P\Delta_t(S, T, I) \xrightarrow{a} I'}(t > 0)$
Hide$C$	$\dfrac{Q\langle B\rangle \xrightarrow{r(a)} Q'\langle B\rangle}{P[\overline{Q}]\langle A\rangle \xrightarrow{r(a)} P[\overline{Q}']\langle A\rangle}(r \in A,\ r \notin B)$	Choice$P$	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{a} P'_{(n)},\ Q_{(m)} \xrightarrow{b} Q'_{(m)}}{P_{(n)} + Q_{(m)} \xrightarrow{a} P'_{(n)}}(n > m)$
Restriction	$\dfrac{P \xrightarrow{a} P'}{P \backslash F \xrightarrow{a} P' \backslash F}(a, \bar{a} \notin F)$		

δ계산론리의 통신의미론을 구체적으로 보면 다음과 같다.

① 활동

포구 r에서 통보문 a를 가지고 통신하는 활동 $r(a)$의 실행에 대한 이행규칙이다. 이 이행에 대하여 그 어떤 전제도 요구하지 않으며 그다음에는 P가 실행된다.

② 선택

Choice$L$과 Choice$R$이행들은 같은 전제밑에서 동등하게 선택될수 있다. Choice$P$는 우선권에 의하여 결정된다.

③ 병렬

Parl$L$과 Parl$R$에서 처리의 이행은 그것의 병렬처리에 영향을 주지 않는다. 그러나 parCom은 그 2개의 병렬처리들이 통신이행을 만들기 위하여 서로 동기적으로 호상작용할것을 요구한다.

④ 제한

F에서 정의되지 않은 활동들만이 규칙에 의하여 실행되도록 허가한다.

⑤ 통신범위

CScope$C$는 실행에서 P의 활동에 대한 시간경과를 표현한다. CScope$S$는 P의 마감기한안에서의 정상마감에서 S에로의 이행이다.

CScope$T$는 마감기한위반으로 하여 P의 비정상적인 마감에서 T에로의 이행이다. CScope$I$는 모든 새치기에서 I에로의 이행이다.

⑥ 숨기기

Hide$C$는 P에서 숨겨진 처리 Q가 P의 포구를 통하여 인증되지 않은 이행을 만들수 있다는것을 나타낸다.

δ 계산론리의 이동의미론을 표 3에 보여주었다.

표 3. δ 계산론리의 이동의미론

In	$\dfrac{P \xrightarrow{in_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\,in(k)} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{\delta} Q'[P']}$	Get H	$\dfrac{P \xrightarrow{\overline{get}_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\,\overline{get}(k)} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{\delta} P'[\overline{Q'}]}$
Out	$\dfrac{P \xrightarrow{out_t(k)Q} P',Q \xrightarrow{P\,out(k)} Q'}{Q[P] \xrightarrow{\delta} P' \parallel Q'}$	Put H	$\dfrac{P \xrightarrow{\overline{put}_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\overline{put}(k)} Q'}{P[\overline{Q}] \xrightarrow{\delta} P' \parallel Q'}$
Get	$\dfrac{P \xrightarrow{get_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P get(k)} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{\delta} P'[Q']}$	InP	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{in_t^p(k)Q_{(m)}} P'_{(n)}}{P_{(n)} \parallel Q_{(m)} \xrightarrow{\delta} Q_{(m)}[P'_{(n)}]}(n \geq m)$
Put	$\dfrac{P \xrightarrow{put_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P put(k)} Q'}{P[Q] \xrightarrow{\delta} P' \parallel Q'}$	Out P	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{out_t^p(k)Q_{(m)}} P'_{(n)}}{Q_{(m)}[P_{(n)}] \xrightarrow{\delta} P'_{(n)} \parallel Q_{(m)}}(n \geq m)$
InH	$\dfrac{P \xrightarrow{\overline{in}_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\overline{in}(k)} Q'}{P \parallel Q \xrightarrow{\delta} Q'[\overline{P'}]}$	Get P	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{get_t^p(k)Q_{(m)}} P'_{(n)}}{P_{(n)} \parallel Q_{(m)} \xrightarrow{\delta} P'_{(n)}[Q_{(m)}]}(n \geq m)$
Out H	$\dfrac{P \xrightarrow{\overline{out}_t(k)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\overline{out}(k)} Q'}{Q[\overline{P}] \xrightarrow{\delta} P' \parallel Q'}$	Put P	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{put_t^p(k)Q_{(m)}} P'_{(n)}}{P_{(n)}[Q_{(m)}] \xrightarrow{\delta} P'_{(n)} \parallel Q_{(m)}}(n \geq m)$
MScope S	$\dfrac{P \xrightarrow{a} 0}{P\,\square_{[l,\,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} S}(l = 0,\ u > 0)$	MScope L	$\dfrac{P \xrightarrow{a} 0}{P\,\square_{[l,\,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} L}(l > 0)$
MScope U	$\dfrac{U \xrightarrow{a} U'}{P\,\square_{[l,\,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} U'}(u = 0)$	MScope K	$\dfrac{P \xrightarrow{m_t(a)Q} P',\ Q \xrightarrow{P\,m(b)} Q'}{P\,\square_{[l,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} K}(u > 0,\ a \neq b)$
MScope C	$\dfrac{P \xrightarrow{a} P'}{P\,\square_{[l,\,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} P'\,\square_{[l-t,\,u-t]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I)}$		
MScope R	$\dfrac{P_{(n)} \xrightarrow{m_t^p(a)Q_{(m)}} P'_{(n)}}{P_{(n)}\,\square_{[l,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{m_t^p(a)Q_{(m)}} R}(u > 0,\ n < m)$		
MScope I	$\dfrac{I \xrightarrow{a} I'}{P\,\square_{[l,\,u]}(S,\ L,\ U,\ K,\ R,\ I) \xrightarrow{a} I'}(u > 0)$		

δ 계산론리의 이동의미론을 구체적으로 보면 다음과 같다.

① 이동

In, Out, Get, Put이행들은 일반적인 동기적이동들을 표시한다. 매 이동은 같은 열쇠를 가진 대응하는 호상이동을 반드시 가진다. InH, Out$H$, Get$H$, Put$H$들은 앞에서의 규칙들과 같지만 숨겨진 조건에서의 이동들이다. 마찬가지로 InP, Out$P$, Get$P$, Put$P$들은 우선권을 가진 이동들에 대한 규칙들이다. 그러나 이 이동들은 우선권에 의하여 비동기적인것으로 될

수 있다. 이것은 보다 높은 우선권을 가진 이 이동들이 호상이동에 의한 허가를 요구하지 않는다는것을 의미한다.

② 이동범위

Mscope$C$는 P의 이동에 대한 시간경과를 표시한다. MScope$S$는 마감기한안에서의 P의 정상마감에서 S에로의 이행이다. MScope$L$은 아래한계위반에서의 P의 비정상적인 마감에서 L에로의 이행이다. 마찬가지로 MScope$U$는 웃한계위반에서의 P의 비정상마감에서 U에로의 이행이다. MScope$K$는 열쇠가 정합되지 않았을 때 K에로의 이행이다. MScope$R$는 우선권위반에서 R에로의 이행이다. MScope$I$는 모든 새치기에서 I에로의 이행이다.

2. δ 계산론리의 응용

CryptoLocker실례를 가지고 보안을 위한 업무처리령역에로의 δ 계산론리의 적용가능성을 론의하기로 한다. CryptoLocker는 Microsoft Windows로 실행되는 콤퓨터들을 목표로 하는 ransomware trojan이다.[3] 이것은 체계에 침입하여 특수한 화일들을 감염시키고 회복시키는데 보상금을 요구한다.

CryptoLocker의 동작을 다음과 같이 δ 계산론리로 서술할수 있다.

$$\text{System} ::= S_{(0)}\left[E_{(0)} \,\|\, P_{1(m)} \,\|\, P_{2(m)} \,\|\, P_{3(m)} \,\|\, \cdots \,\|\, P_{n(m)}\right](\text{SYS, NET}) \,\|\, (F\ \text{in})^{\infty}$$

$$F ::= P_1 \,\|\, P_2 \,\|\, P_3 \,\|\, \cdots \,\|\, CL \,\|\, CP \,\|\, \cdots$$

$$CL ::= \text{in}_{t_1} S.\,\text{new}\, I.\,\text{new}\, D.\,\text{nil}$$

$$D ::= \text{kill}\, CL.\,\text{exit}$$

$$I ::= \overline{\text{in}}_{t_2}^{p} E.W$$

$$W ::= \text{nil}\, \Delta_{\infty}(\text{nil, nil, SYS(trigger)}.\,\text{NET}(\overline{\text{download}}).\,W)$$

$$CP ::= \text{NET(download)}.\,\text{in}_{t_3} S.\,\text{new}\, K.\,\overline{\text{get}}_{t_4}^{p} K.\,(\text{get}_{tj}^{p}\ P_i.\,\text{new}\, P_i'.\,\text{kill}\, P_i)^n.$$
$$(\text{SYS}.\,(\text{ReqM}).\,\text{SYS(sendM)})\Delta_{t_5}(\text{OP, kill}\, K.\,\text{exit, nil})$$

$$OP ::= \left(\text{get}_{t_k}^{p}\ P_i'.\,\text{new}\, P_i.\,\text{kill}\, P_i'\right)^n.\,\text{exit}$$

System은 우에서 보여주는것처럼 두 부분 즉 S와 그것의 내부부분품들과 외부처리가 S에 들어갈수 있도록 허가를 주기 위한 처리로 구성된다.

S는 체계에서 화일들을 검색하기 위하여 E를 포함하며 다른 각이한 처리들도 포함한다. E를 제외한 다른 처리들은 같은 우선권 m을 가진다.

CryptoLocker는 다음의 단계로 동작한다.

① CL이 S에 들어간 후 CL은 I와 D처리들을 창조한다.

② D는 CL을 종결시키고 자체로 끝난다.

③ I는 우선권에 기초한 비동기적이동에 의하여 강제로 E로 들어가서 E의 숨겨진 처리로 되며 W상태에서 대기한다.

④ S의 특수한 동작에 의하여 Trigger를 만나면 W는 S의 포구 NET를 통하여 CP를 내리적재한다.

⑤ *CP*가 내리적재되여 *S*로 들어갈 때 *S*의 외부에서 열쇠를 창조하고 그 열쇠를 가지고 들어간다.

⑥ *CP*는 다른 처리들을 가지고 들어와 그 열쇠로 처리의 암호변경된 판본을 창조하고 원래판본의 처리들을 강제로 종결시킨다.

⑦ 암호바꾸기가 일단 수행되면 마감기한을 가진 체계 *S*를 통하여 보상금을 요구한다.

⑧ 보상금이 제때에 지불되면 암호바꾸기가 종결되고 암호변경되였던 모든 처리들이 복귀된다.

⑨ 보상금이 제때에 지불되지 않으면 *CP*는 열쇠를 삭제하고 자체로 종결된다.

CryptoLocker의 동작을 서술하기 위하여 *CL*의 이동과 *E*에로 들어가 숨은 처리로 되는 *I*의 주입, 내리적재와 *CP*의 암호바꾸기들은 이동활동으로 표시된다. 또한 *W*가 대기상태에서 Trigger에 응답하도록 하기 위하여 이동범위를 Trigger에 의한 새치기에 대하여 정의한다.

실례의 실행전의 ITL(In The Large)보기와 ITS(In The Small)보기를 그림 1과 2에 보여주었다.

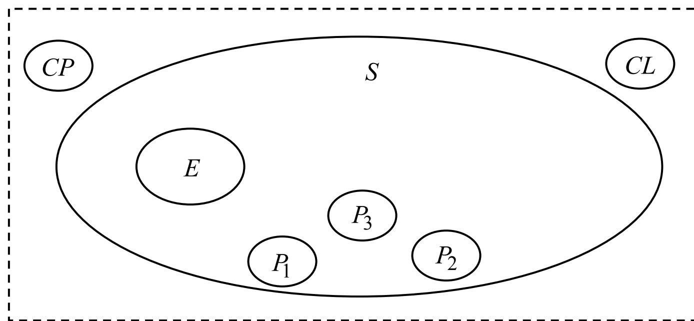


그림 1. 실행전의 ITL보기

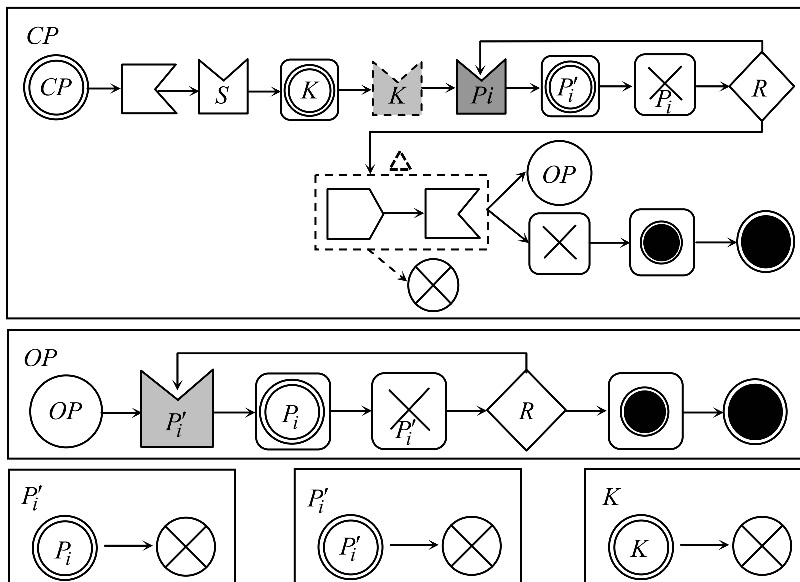


그림 2. 실행전의 ITS보기

CryptoLocker실례의 실행은 다음의 통신 및 이동활동들에 의하여 결정된다.

동기적 및 비동기적활동들을 표 4에 보여주었다.

표 4. 동기적 및 비동기적활동

동기적통신과 이동	비동기적통신과 이동
$CL::\mathrm{in}_{t_1}S \sim S::F\mathrm{in}$	$I::\overline{\mathrm{in}}_{t_2}^{p}E$
$W::\mathrm{NET}(\overline{\mathrm{download}}) \sim CP::\mathrm{NET}(\mathrm{download})$	$CP::\overline{\mathrm{get}}_{t_4}^{p}K$
	$CP::\overline{\mathrm{get}}_{t_2}^{p}P_i$
$CL::\mathrm{in}_{t_3}S \sim S::F\mathrm{in}$	$OP::\overline{\mathrm{get}}_{t_7}^{p}P_i'$

매 통신과 이동들에 대하여 아래첨수로 서술된 마감기한들이 있다. 이 통신들과 이동들에 기초하여 실례는 다음의 단계로 실행된다. 여기서 Time은 실행에 대한 가상시간이다.

① $\mathrm{Time}=t_1$: 처리 CL이 체계 혹은 처리 S에 들어간다.

② $\mathrm{Time}=t_1+1$: 처리 I가 창조된다.

③ $\mathrm{Time}=t_1+2$: 처리 D가 창조된다.

④ $\mathrm{Time}=t_1+3$: CL이 종결된다.

⑤ $\mathrm{Time}=t_1+4$: 처리 D가 종결된다.

⑥ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1$: 처리 I가 E로 들어가 E의 숨은 처리 W로 된다.

⑦ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a$: 처리 W가 trigger를 얻고 CP를 적재한다. 여기서 a는 trigger를 받기 위하여 기다리는 시간이다. 이때 a에 대한 조건은 없다.

⑧ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3$: CP가 적재되고 S에 들어간다.

⑨ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1$: 처리 K가 창조된다.

⑩ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4$: 처리 K가 CP에 들어온다.

⑪ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n$: CP가 P_1로부터 P_n까지의 처리들의 암호를 변경시킨다.

다음단계는 보상금지불에 따라 두가지 가능한 선택이 있다.

보상금이 지불된 경우에는 다음과 같다.

⑫ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+b$: 처리 CP가 지불을 검사한다. 여기서 b는 보상금이 지불되는 시간이다. 이때 $b<t_6$이다.

⑬ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+b+(t_7+2)\times n$: CP는 P_1'부터 P_n'의 암호변경된 처리들을 복귀시킨다.

⑭ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+b+(t_7+2)\times n+1$: CP는 자체로 종결된다.

보상금이 지불되지 않은 경우에는 다음과 같다.

⑫ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+t_6$: 마감기한 t_6이 끝난다.

⑬ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+t_6+1$: K가 자체로 종결된다.

⑭ $\mathrm{Time}=t_1+t_2+1+a+t_3+1+t_4+(t_5+2)\times n+t_6+2$: CP가 자체로 종결된다.

단계 7과 12에서의 ITL보기를 그림 3과 4에 보여주었다.

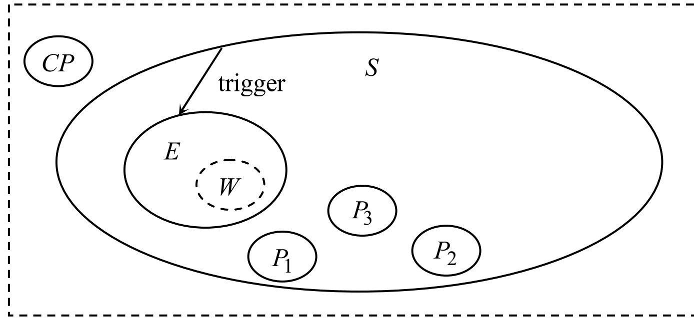


그림 3. 단계 7에서의 ITL보기

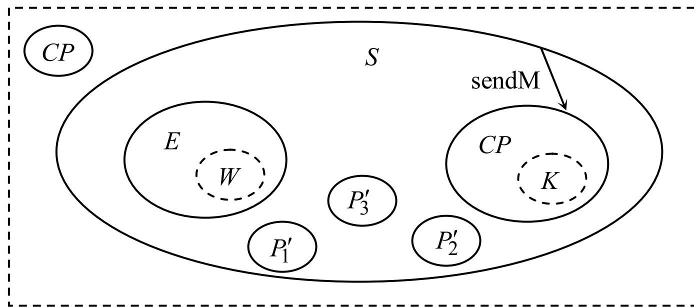


그림 4. 단계 12에서의 ITL보기

실행될 때 매 이동들은 ITL보기의 구성을 변경시킨다.

실례로 그림 3은 실행단계 7에서(이때 $\mathrm{Time} = t_1 + t_2 + 1 + a$) trigger를 얻는 때의 실례에 대한 ITL보기이며 그것의 이행은 다음과 같이 수행된다.

$$S[E[\overline{W}] \parallel P_1 \parallel P_2 \parallel P_3] \parallel CP \xrightarrow{\tau} S[E[\overline{W}] \parallel P_1 \parallel P_2 \parallel P_3] \parallel CP$$

그림 4는 실행단계 12에서($\mathrm{Time} = t_1 + t_2 + 1 + a + t_3 + 1 + t_4 + (t_5 + 2) \times n + b$) 요청한 보상금을 받는 때의 실례의 ITL보기이다.

모든 처리들의 암호는 변경되였으며 그 이행은 다음과 같이 수행된다.

$$S[E[\overline{W}] \parallel P_1' \parallel P_2' \parallel P_3' \parallel CP[\overline{K}]] \xrightarrow{\tau} S[E[\overline{W}] \parallel P_1' \parallel P_2' \parallel P_3' \parallel CP[\overline{K}]]$$

이 실례는 체계 S에서 일어나게 되는 안전한 업무거래에 대한 표준을 보여준다. 만일 어떤 처리가 그 거래에 간섭하거나 새치기하려고 한다면 반드시 S에 들어가서 거래할 때 그안에 물리적으로 머물러있어야 한다. 다시말하여 S를 업무거래에 대하여 일종의 안전지역으로 볼수 있다. S가 CryptoLocker와 같은 그 어떤 침입으로부터도 안전하게 하려면 침입자가 그 지역 즉 S의 밖에 있거나 거래할 때에 그 지역안에 있지 말아야 한다.

3. 효과성분석

선행연구들에서 연구된 π 계산론리는 분산이동형실시간환경에서의 업무처리들을 모형화하는데서 효과적이지만 이동들이 값통과통신의 개념으로 표현되기때문에 처리들의 실제한 이동들을 표현하는데 적합하지 않다. 특히 분산환경에서 업무응용의 보안은 그자

체에 의하여 완전히 담보될수는 없지만 알맞는 외부환경에 의해서 유지될수 있다는 측면에서 볼 때 선행한 처리대수들은 목표체계 그자체의 요구되는 특성들을 명세화할수 있지만 체계와 그 환경사이의 관계를 충분히 규정하는데서는 일정한 제한성이 있다. 그러나 δ 계산론리에서는 이러한 제한들을 환경으로부터의 동기성과 우선권, 마감기한의 속성들을 가지고 그 관계들을 명세화하고 분석함으로써 극복할수 있다. 즉 δ 계산론리는 처리들을 직접적으로 명백히 표현할수 있을뿐아니라 처리들을 본문적으로 또 그라프적방법으로도 다 표시할수 있다. 따라서 이동에 관한 업무처리들의 동작을 리해하기가 훨씬 쉽다. 또한 환경으로부터 특히 업무보안측면에서 독립적인 체계의 안전한 상태로부터 외부환경에 의하여 초래되는 목표체계의 불안전한 상태를 구별하는데 유리하다.

맺 는 말

론문에서는 새로운 δ 계산론리를 제안하고 세계적으로 널리 알려진 ransomware의 한 형태인 CryptoLocker체계를 δ 계산론리로 모형화하는 과정을 통하여 δ 계산론리가 분산이동형실시간환경에서 업무응용들에 대한 안정성과 보안문제 혹은 규약들의 다양성을 명세화하고 분석하는데 리용될수 있다는것을 론증하였다. 또한 외부환경으로부터 다른 처리들의 출입으로 하여 초래되는 안전이 보장되지 않는 수많은 업무상태들을 검출하고 방지하는데 리용될수 있다는것을 확인하였다.

참 고 문 헌

[1] 김일성종합대학학보(자연과학), 63, 10, 32, 주체106(2017).
[2] Edmund M. Clarke et al.; Communications of the ACM, 52, 11, 74, 2009.
[3] A.Whitmore et al.; The Internet of Things, 17, 2, 261, 2015.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Study on Modeling Secure Movement of Distributed Mobile Processes Using Delta-Calculus

Pak Ji Hye, Kim Yong Sok

In this paper we proposed δ −Calculus to model secure movements of distributed mobile processes and illustrated the usability of this calculus by modeling the CryptoLocker system.

Key words: Delta-Calculus, distributed mobile process, security

김일성종합대학학보 정보과학 주체108(2019)년 제65권 제4호

STM32에 기초한 온도측정체계설계의 한가지 방법

리광식, 리충식

현재 생산현장들에서 응용되고있는 온도수감부들인 열저항이나 열전대는 측정결과가 상사량으로서 그것을 처리하는 과정에 측정정밀도가 떨어지게 된다. 그리하여 전용측정장치를 리용하든가 여러가지 회로들로 측정회로를 구성하여 리용한다.[2]

론문에서는 ARM Cortex-M3핵심의 극소형조종기소편 STM32를 리용하여 여러점온도측정체계를 설계하고 그 하드웨어설계의 원리도를 제기하였다. 또한 온도측정부분, 경보회로 및 상위와의 통신부분의 설계를 진행하고 련관된 쏘프트웨어를 작성하였다.

1. 체계의 총체적인 구성

체계는 STM32F103VET6을 처리기로 하고 8개의 DS18B20을 온도측정부분으로 하여 여러점측정을 실현한다. 7쪼각표시장치로 표시를 실현하고 건반으로 서로 다른 측정점사이의 절환을 실현한다. RS232를 리용하여 상위와의 통신 및 표시를 실현하며 설정한 온도값을 초과할 때 체계는 경보를 발생한다. 체계의 총체적인 구성도는 그림 1과 같다.

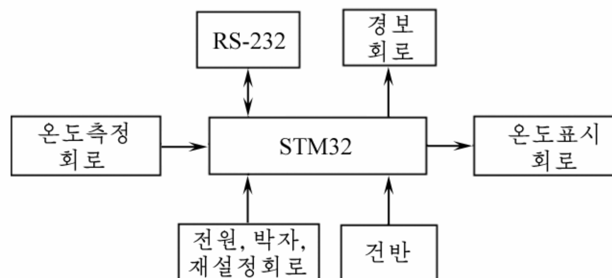


그림 1. 총체적인 구성도

2. 체계의 하드웨어설계

① 온도측정부분

DS18B20은 수자화된 단일모선규약의 온도수감부이다. 극소형처리기의 1개 I/O포구만을 리용할뿐아니라 어떠한 외부요소도 필요없으며 직접 온도를 수자신호로 변환하여 수자방식으로 직렬로 출력하므로 수감부와 처리기사이의 결합부가 대단히 간단하다.

전통적인 열저항 등의 온도수감부에 비하여 크기가 작고 동작전압범위가 넓으며 측정온도범위는 −55～+125℃이고 −10～+85℃에서는 정확도가 ±0.5℃이다. 그 설정분해능과 사용자가 설정한 경보온도는 EEPROM에 기억되므로 전원이 차단된 후에도 여전히 보존된다.[1, 3]

이 체계는 8통로의 여러점온도를 측정한다.(그림 2)

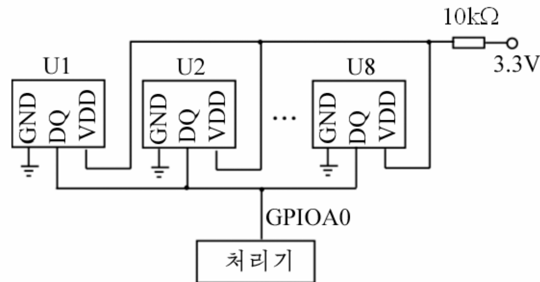


그림 2. 8개의 DS18B20과 STM32의 련결도

② 처리기

STM32는 실시간성능, 전력조종, 선진적인 구조설계 및 높은 성능대가격비의 특성을 가지고있다. 이 체계의 처리기는 Cortex-M3에 기초한 STM32F193VET6으로서 LQFP100패키쥐형식을 리용한다. 100개의 핀을 가지고있으며 수정편발진입력, 전원입력, Boot입력을 제외한 나머지 80개 핀이 모두 GPIO(GPIOA～GPIOE)이며 동작주파수는 최대 72MHz이고 512B의 프로그람기억공간을 가지고있다.[4]

③ 수자표시

온도측정체계의 표시부는 7쪼각 LED표시장치이다. 표시장치의 위치선택은 GPIOC0～GPIO7포구를 리용하여 진행하며 8개의 음극공통LED표시장치의 토막선택신호 a～g, dp는 GPIOC8～GPIO15포구의 출력을 리용하여 조종한다.

STM32의 GPIO구동능력이 부족하므로 STM32와 표시장치사이에 구동회로를 추가하여야 하는데 전용구동소편을 리용하거나 끌어올림저항을 리용하는 방법을 사용할수 있다. 이 체계에서는 2개의 74HC573을 리용하는데 이 소자는 출력전류가 비교적 크며 원가도 낮고 회로결합부도 간단하다.

④ 건반

건반으로는 4×4행렬건반을 리용하는데 이것을 통하여 1～8통로의 온도측정점의 선택, 경보재설정 등 온도측정체계와 관련한 일련의 설정을 진행한다.

⑤ 경보회로

측정점의 온도가 설정한 온도값을 초과하지 않을 때 GPIOD8은 낮은 준위신호를 출력하여 고성기가 동작하지 못하게 한다. 만일 설정한 온도값을 초과할 때에는 높은 준위신호를 출력하여 고성기가 경보신호를 울리게 한다.

⑥ 상위와의 통신

통신결합부의 설계는 체계에 매우 중요한 부분으로 된다. 상위와의 통신을 실현하기 위하여 RS－232직렬통신결합부를 리용하였다.

3. 체계쏘프트웨어설계

설계요구에 따라 체계쏘프트웨어는 주로 온도의 측정 및 기억, 경보, LED표시 및 직렬포구를 통한 상위와의 통신을 진행한다.

① 초기화

우선 GPIO포구배치초기화를 진행한다. GPIOA0을 온도측정통로로 배치하고 GPIOA2, GPIOA3, GPIOA9 및 GPIOA10을 직렬포구의 입출력으로 배치한다. GPIOC0～GPIO7은 표시장치의 조종신호출력으로 설정한다. GPIOC8～GPIOC15는 표시장치의 토막선택신호로 하며 GPIOD8은 고성기를 조종한다. GPIOD0～GPIOD7은 건반과 련결한 후 건반이 눌려졌는가, 중단프로그람으로 들어가겠는가, 어느 건반이 눌려졌는가를 판단하고 대응하는 프로그람을 호출한다.

② 자료의 측정

DS18B20의 단일모선에 의한 수자식전송은 체계의 잡음저항능력이 높고 직접 측정된 온도값을 읽을수 있으므로 체계가 다시 려파처리를 할 필요가 없다. 분해능은 각각 0.5, 0.25, 0.125 및 0.0625℃로서 높은 정밀도의 온도측정을 실현할수 있다.

③ PID알고리듬을 가진 온도초과경보

경보의 정확성을 위하여 수자PID알고리듬을 추가하였다. 이 알고리듬은 간단하고 사용하기가 편리하며 적응성이 강하고 모형에 대한 의존성이 작은것 등의 우점을 가지고있다. 체계가 리용하는 증분형PID알고리듬의 공식은 다음과 같다.

$$\Delta u = u_i - u_{i-1} = d_0 e_i + d_1 e_{i-1} + d_2 e_{i-2}$$

여기서

$$d_0 = K\left(1 + \frac{T}{T_i} + \frac{T_d}{T}\right), \quad d_1 = -K\left(1 + \frac{2T_d}{T}\right), \quad d_2 = K\frac{T_d}{T}$$

이며 T는 표본화주기이다.

초기화시 기억기의 고정단위에 조절파라메터 d_0, d_1, d_2를 넣고 오차초기값을

$$e_i = e_{i-1} = e_{i-2} = 0$$

으로 설정하여야 한다.

쏘프트웨어적으로 GPIOD8의 출력준위를 조절하여 경보회로동작의 목적을 달성할수 있다.

④ 온도측정결과표시

자원을 절약하기 위하여 동적표시를 리용한다.

⑤ 직렬통신

이 쏘프트웨어는 또한 직렬포구를 통한 PC와의 통신프로그람을 포함한다. 측정한 온도를 1s간격으로 직렬포구를 통하여 상위(여기서는 PC)로 전송한다.

STM32의 펌웨어함수를 리용하여 직렬포구의 파라메터(실례로 보드속도는 115 200bps, 자료길이 8bit, 검사비트없음, 정지비트 1)를 설정하며 직렬통신선을 리용하여 PC와의 직렬통신을 실현한다.

맺 는 말

설계한 여러점온도측정체계는 잡음억제 및 정밀도가 비교적 높고 조작이 간단하며 실용성이 강하고 확장하기 쉬우며 배치가 간단하고 원가가 적은것 등의 우점들을 가지고 있다.

참 고 문 헌

[1] Zhang Hai Feng; Procedia Engineering, 15, 246, 2011.
[2] 严义; 单片机试验与实践交城(1), 航空航天大学出版社, 193～202, 2006.
[3] 郭佑民; 兰州交通大学学报, 31, 4, 91, 2012.
[4] 喻金钱; STM32系列ARM Cortex-M3核微控制器开发与应用[M], 清华大学出版社, 112～116, 2011.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Design of Temperature Measurement System Based on STM32

Ri Kwang Sik, Ri Chung Sik

A method of designing multi-point temperature measurement system is introduced in paper, which is based on a high performance ARM Cortex-M3 microcontroller STM32. Since DS18B20 and STM32 microcontroller is highly integrated, the hardware structure is simplified.

Key words: multi-point temperature measurement, DS18B20, STM32

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

초광대역임풀스복사에서 관측방향에 따르는 임풀스지속시간변화에 대한 연구

리영명, 정원철, 배원철

최근에 초광대역임풀스를 리용한 지면투과탐지기가 광범히 연구되여 지층구조의 분석을 비롯한 지하목표탐지에 널리 리용되고있다.[1] 지면투과탐지기를 비롯한 초광대역임풀스의 응용분야에서는 임풀스지속시간에 의하여 탐지기의 분해능이 결정되므로 초광대역임풀스복사안테나에 의한 복사임풀스지속시간확장현상을 정확히 밝히는것은 현실적으로 중요한 문제로 제기된다.

론문에서는 열린면안테나에 의한 초광대역임풀스신호의 복사에서 관측방향에 따르는 임풀스지속시간의 변화특성을 리론적으로 밝히고 실험적연구를 진행하였다.

초광대역임풀스를 반대극성의 계단임풀스의 합성으로 근사시킬수 있다는데로부터 우리는 초광대역임풀스신호의 복사마당형성에 대한 연구를 진행하였다.

열린면안테나에 의한 초광대역임풀스신호의 복사마당해석에 전기벡토르포텐샬리론을 적용한다.[2]

열린면마당에 의한 복사전기마당은 전기벡토르포텐샬에 의하여 다음과 같이 표시된다.

$$\vec{E} = -\frac{1}{\varepsilon}\nabla\times\vec{F} \tag{1}$$

전기벡토르포텐샬

$$\vec{F} = \frac{\varepsilon}{4\pi}\int_S \frac{\vec{M}}{R}e^{-jkR}ds' \tag{2}$$

를 대입하고

$$\nabla\times\left(\frac{\vec{M}}{R}e^{-jkR}\right) = \frac{1}{R}\nabla\times\vec{M}e^{-jkR} + \nabla\left(\frac{1}{R}\right)\times\vec{M}e^{-jkR} =$$

$$= \frac{1}{R}(-jk\hat{R})\times\vec{M}e^{-jkR} + \frac{1}{R^2}\hat{R}\times\vec{M}e^{-jkR} =$$

$$= -\frac{jkR+1}{R^2}\hat{R}\times\vec{M}e^{-jkR}$$

$$\vec{M} = -2\hat{z}\times\vec{E}_t$$

이라는것을 고려하면 식 (1)은($\vec{E}_t$는 열린면접선전기마당)

$$\begin{aligned}\vec{E} &= -\frac{1}{4\pi}\int_S\left(-\frac{jkR+1}{R^2}\hat{R}\times(-2\hat{z}\times\vec{E}_t)e^{-jkR}\right)ds' = \\ &= \frac{1}{2\pi}\int_S \frac{jkR+1}{R^2}((\hat{z}\times\vec{E}_t)\times\hat{R})e^{-jkR}ds'\end{aligned} \tag{3}$$

로 된다.

여기서

$$R = |r - r'| = [(x-x')^2 + (y-y')^2 + (z-z')^2]^{1/2}$$

$$\hat{R} = \frac{\vec{r} - \vec{r}'}{R} = \frac{x-x'}{R}\hat{x} + \frac{y-y'}{R}\hat{y} + \frac{z-z'}{R}\hat{z}$$

$$r' = (x',\ y',\ 0),\quad r = (x,\ y,\ z)$$

이다.

이제 고찰하는 열린면이 평면파로 려기된다면 즉 어떤 $\hat{r}_0$방향의 ∞에서 집초되는 열린면이라고 하면 열린면접선전기마당 $\vec{E}_t$는

$$\begin{aligned}\vec{E}_t(x',\ y',\ s) &= e^{-jk\hat{r}_0\cdot\vec{r}'}\vec{E}_t(x',\ y')f(s) = \\ &= e^{-jk\hat{r}_0\cdot\vec{r}'}[\hat{x}E_x(x',\ y') + \hat{y}E_y(x',\ y')]f(s) = \\ &= e^{-jk\hat{r}_0\cdot\vec{r}'}E_0[\hat{x}g_x(x',\ y') + \hat{y}g_y(x',\ y')]f(s) = \\ &= e^{-jk\hat{r}_0\cdot\vec{r}'}E_0\vec{g}(x',\ y')f(s)\end{aligned} \tag{4}$$

로 표시할수 있다. 여기서 $\vec{g}(x',\ y')$는 열린면마당의 공간적분포이고 $f(s)$는 파형함수이다.

한편 식 (2)에서 먼마당조건($r \to \infty$)에 대하여

$$R = r - \hat{r}\cdot\vec{r}'$$

$$\hat{R} = \hat{r}$$

$$[\hat{z} \times \vec{E}_t(r',\ s)] \times \hat{R} = [(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\vec{E}_t(r',\ s)$$

로 표시할수 있다. 여기서 $I = \hat{x}\hat{x} + \hat{y}\hat{y} + \hat{z}\hat{z}$은 단위병렬벡토르이다.

따라서

$$\begin{aligned}\vec{E}(r,\ s) &= \frac{jke^{-jkr}}{2\pi r}[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\int_S e^{jk\hat{r}\cdot\vec{r}'}\vec{E}_t(r',\ s)ds' = \\ &= \frac{j\omega e^{-jkr}}{2\pi cr}[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\int_S e^{jk\hat{r}\cdot\vec{r}'}\vec{E}_t(r',\ s)ds' = \\ &= \frac{se^{-jkr}}{2\pi cr}[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\int_S e^{jk\hat{r}\cdot\vec{r}'}\vec{E}_t(r',\ s)ds'\end{aligned} \tag{5}$$

$$\vec{H}(r,\ s) = \frac{1}{z_0}\hat{r} \times \vec{E}(r,\ s) \tag{6}$$

로 된다.

그리고 식 (4)를 식 (5)에 대입하면

$$\vec{E}(r,\ s) = \frac{se^{-jkr}E_0}{2\pi cr}f(s)[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\int_S e^{jk(\hat{r}-\hat{r}_0)\cdot\vec{r}'}\vec{g}(r')ds' \tag{7}$$

로 된다. 여기서

$$\vec{F}_a(\hat{r},\ s) = \frac{1}{A}\left[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}\right]\cdot\int_S e^{jk(\hat{r}-\hat{r}_0)\cdot\vec{r}'}\vec{g}(r')ds' \tag{8}$$

로 표시하고 이것을 열린면함수로 정의하며

$$\vec{F}(\hat{r},\ s) = sf(s)\vec{F}_a(\hat{r},\ s) \tag{9}$$

로 표시하고 이것을 먼마당파형함수로 정의한다.

한편 열린면함수를 시간령역에서 표시하면

$$\vec{F}_a(\hat{r},\ t) = \frac{1}{A}[(\hat{z}\cdot\hat{r})I - \hat{z}\hat{r}]\cdot\int_S \delta\left(t + \frac{1}{c}[\hat{r} - \hat{r}_0]\cdot\vec{r}'\right)\vec{g}(r')ds' \tag{10}$$

이다.

만일 열린면함수가 시간령역에서의 단위계단함수라면 $f(s) = 1/s$ 이며 이때 먼마당파형함수는 관측방향에 따르는 퍼짐을 제외하고 시간상에서 델타함수와 류사하다.

따라서 먼마당파형함수에 의하여 식 (7)은

$$\vec{E}(r,\ s) = \frac{e^{-jkr}E_0 A}{2\pi cr}\vec{F}(\hat{r},\ s) \tag{11}$$

로 된다.

먼저 유한한 치수의 열린면(S_a)에서 마당이 균일분포되고 편극방향이 $\hat{r}_a$ 인 경우를 고찰하자. 이 경우

$$\vec{g}(r') = \begin{cases} \hat{r}_a, & \vec{r}' \in S_a \\ 0, & \vec{r}' \notin S_a \end{cases} \tag{12}$$

이며 따라서 열린면함수는

$$\begin{aligned} \vec{F}_a(\hat{r},\ s) &= [(\hat{z}\cdot\hat{r})\hat{r}_a - (\hat{r}\cdot\hat{r}_a)\hat{z}]\frac{1}{A}\int_S e^{jk(\hat{r}-\hat{r}_0)\cdot\vec{r}'}ds' = \\ &= [(\hat{z}\times\hat{r}_a)\times\hat{r}]f_a(\hat{r},\ s) \end{aligned} \tag{13}$$

로 된다. 여기서

$$f_a(\hat{r},\ s) = \frac{1}{A}\int_S e^{jk(\hat{r}-\hat{r}_0)\cdot\vec{r}'}ds' \tag{14}$$

를 스칼라열린면함수로 정의한다. 이때 먼구역에서 마당근사공식은

$$\vec{E}(r,\ s) = \frac{e^{-jkr}E_0 A}{2\pi cr}sf(s)[(\hat{z}\times\hat{r}_a)\times\hat{r}]f_a(\hat{r},\ s) \tag{15}$$

로 된다.

여기로부터 먼구역복사마당은 관측방향과 스칼라열린면함수에 관계되며 델타함수와 류사한 파형을 가진다는것을 알수 있다.

한편 식 (14)의 스칼라열린면함수는 시간령역에서

$$f_a(\hat{r},\ t) = \frac{1}{A}\int_{S_a}\delta\left(t + \frac{1}{c}(\hat{r} - \hat{r}_0)\cdot\vec{r}'\right)ds' \tag{16}$$

로 표시할수 있다. 이것은 임풀스형태가 열린면형태에 관계된다는것을 의미하며 임풀스파형은 $\hat{r}$ (관측방향)에 따라 변한다는것을 알수 있다. 그리고 임풀스면적에 대한 계산식

$$\int_{-\infty}^{\infty} f_a(\hat{r},\ t)dt = \int_{-\infty}^{\infty}\frac{1}{A}\int_{S_a}\delta\left(t + \frac{1}{c}(\hat{r} - \hat{r}_0)\cdot\vec{r}'\right)ds'dt = \frac{1}{A}\int_{S_a}ds' = 1 \tag{17}$$

로부터 $\hat{r}$ 이 $\hat{r}_0$ 으로부터 멀어질 때 임풀스너비는 증가하고 진폭은 작아진다는것을 알수 있다.

또한 벡토르열린면함수에 대하여

$$\int_{-\infty}^{\infty}\vec{F}_a(\hat{r},\ t)dt=[\hat{z}\times\hat{r}_a]\times\hat{r} \tag{18}$$

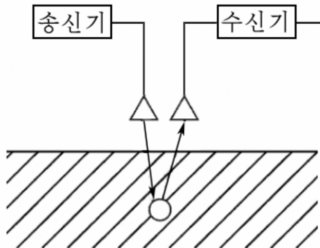


그림 1. 지면투과탐지기에서 목표거리에 따르는 관측방향의 변화

이라는데로부터 복사파형의 임풀스는 관측방향의 각도의 함수이며 앞에서 고찰한 스칼라파형함수를 곱해준 벡토르함수라는것을 알수 있다.

이상의 해석결과로부터 우리는 열린면안테나에 의한 초광대역임풀스복사와 수신을 지면투과탐지기에 적용하는 경우에 그림 1에서 보는것처럼 반사목표까지의 거리에 따라 관측방향이 축방향으로부터 차이나고 분해능이 떨어지므로 이것을 보정해주어야 한다는 중요한 결론을 얻을수 있다.

다음으로 그림 2와 같이 초광대역임풀스복사실험장치를 구성하고 초광대역임풀스신호의 복사에서 복사방향에 따르는 임풀스지속시간의 변화특성을 실험적으로 확증하였다.

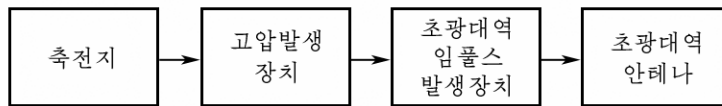


그림 2. 초광대역임풀스복사실험장치

실험에서는 일정한 거리에서 각도에 따르는 초광대역신호의 복사파형을 관측하여 진폭과 임풀스지속시간의 변화를 측정하였다. 그림 3은 5m거리에서 각도에 따라 측정된 복사마당수신파형이다.

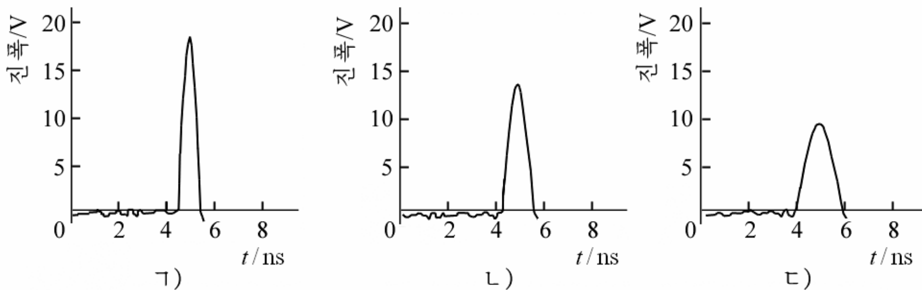


그림 3. 각도에 따라 측정된 복사마당의 수신파형(거리 5m)
ㄱ) 0°일 때, ㄴ) 30°일 때, ㄷ) 60°일 때

각도에 따르는 진폭과 임풀스지속시간측정결과는 표와 같다.

이상의 실험결과로부터 축방향으로부터 멀어질 때 임풀스너비는 증가하고 진폭은 작아진다는 해석적연구결과가 정확하다는것을 알수 있다.

표. 5m거리에서 각도에 따라 측정된 임풀스신호의 진폭과 지속시간

각도/(°)	측정자료	
	진폭/V	지속시간/ns
0	18	1.1
30	14	1.4
60	9.5	2
90	8	2.2

맺 는 말

열린면안테나에 의한 초광대역임풀스의 복사에서 관측방향이 축방향으로부터 멀어질 때 임풀스너비는 증가하고 진폭은 작아진다는것을 해석적으로 밝히고 실험적으로 확증하였다.

참 고 문 헌

[1] Zhenghuan Xia et al.; Journal of Electrical and Computer Engineering, 5, 1, 2015.
[2] Constantine A; Balanis, Antenna Theory: Analysis and Design, John Wiley & Sons, Inc., 20～45, 2005.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Study on the Variation of Pulse Duration According to Observation Direction in Ultra-WideBand Impulse Radiation

Ri Yong Myong, *Jong Won Chol* and *Pae Won Chol*

We studied analytically and verified experimentally that pulse duration increased and the amplitude decreased when the observation direction became far out of axis in Ultra-WideBand Impulse Radiation by aperture antenna.

Key words: ultra-wideband, impulse radiation

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

MAX1932를 리용한 InGaAs사태빛2극소자의 역편의조종에 대한 연구

김춘근, 장봉렬, 지금혁

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《나라의 과학기술을 세계적수준에 올려세우자면 발전된 과학기술을 받아들이는것과 함께 새로운 과학기술분야를 개척하고 그 성과를 인민경제에 적극 받아들여야 합니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제11권 138～139폐지)

일반적으로 단일포톤검출에 리용되는 사태빛2극소자는 사태전압근방의 역편의전압에서 동작하기때문에 역편의전압을 정확하게 보장하는것은 단일포톤의 검출특성에 큰 영향을 준다.

론문에서는 MAX1932를 리용하여 InGaAs사태빛2극소자의 역편의조종을 실현하는 한가지 방법을 제기하고 역편의조종부를 설계제작하였으며 그 특성을 밝혔다.

1. MAX1932에 의한 역편의조종방법

단일포톤검출에 리용되는 사태빛2극소자(APD)는 그것의 동작원리로부터 주어진 사태전압조건에서 입구에 들어오는 빛량자를 검출한다. 이 사태전압은 APD의 재료에 따라 다르며 일반적으로 규소사태빛2극소자(Si-APD)의 경우에 100～200V, 인디움갈리움비소사태빛2극소자(InGaAs-APD)의 경우에 40～70V정도이다.[1, 2]

APD를 리용한 빛량자검출에서 검출감도와 암전류는 중요한 특성파라메터이며 이것들은 다 역편의전압의 영향을 많이 받는다.

지금까지 APD의 역편의전압조종에는 일반적으로 반도체3극소자나 정밀연산증폭기들을 리용하였다.[3] 이 경우에 조종범위가 작고 사태전압탐색을 수동으로 진행하였으며 중요하게는 APD를 위한 보호기능이 없기때문에 이러한 방법은 소자가 동작과정에 쉽게 파괴될수 있는 위험성을 내포하고있다.

MAX1932는 수자식PWM조종과 반결합고리에 있는 RC 또는 LC려파기에 의하여 매우 낮은 출구맥동과 잡음을 가진 가변형고전압을 발생시키며 출구전류한계를 검출하여 과전류상태를 보호할수 있는 전용화된 집적소자이다. 그림 1에 MAX1932의 응용회로를 보여주었다.

일반적으로 승압변압기를 리용할 때 출구보호를 위하여 소비전류를 측정하지만 MAX1932는 급격한 사태조건에서 APD를 보호하기 위하여 과전류한계를 직접 측정한다. 또한 출구전압은 외부저항이나 내부의 8bit 수자－상사변환부(DAC) 또는 외부DAC, 그밖의 다른 전압원에 의하여 설정되며 중요하게는 출구전압범위와 편차를 외부저항들에 의하여 독립적으로 설정할수 있다.

MAX1932의 출구전압범위는 4.5～90V이고 과전류보호기능을 가지고있으므로 InGaAs-

APD의 역편의조종용으로 매우 적합하다.

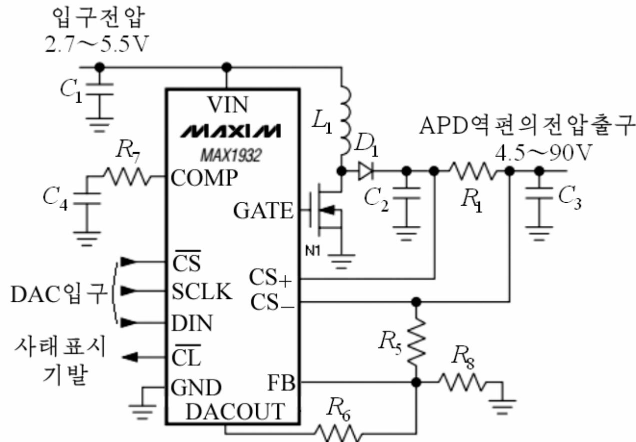


그림 1. MAX1932의 일반적인 응용회로

2. MAX1932를 리용한 InGaAs사태빛2극소자의 역편의조종부의 설계

MAX1932를 리용한 InGaAs-APD의 역편의조종부를 그림 2와 같이 구성하였다.

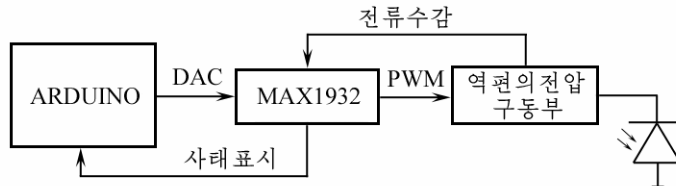


그림 2. MAX1932를 리용한 InGaAs-APD의 역편의조종부의 구성도

그림 2에서 보는바와 같이 역편의조종부는 ARDUINO(MEGA2560)와 MAX1932, 역편의전압구동부로 구성되여있다.

ARDUINO는 출구전압값에 해당한 수자신호를 SPI통신방식으로 출력한다. 이때의 시간선도를 그림 3에 보여주었다.

또한 MAX1932에서 출력되는 사태발생기발신호상태를 검색하다가 신호가 검출되면 보다 낮은 출구전압에 해당한 수자신호를 출력하고 상태를 음성경보신호로 알려준다.

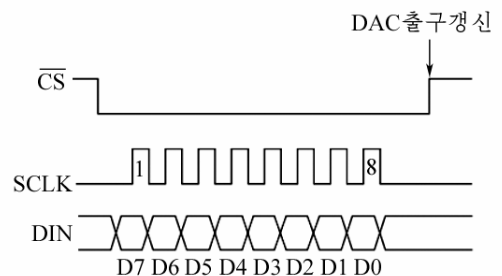


그림 3. SPI통신의 시간선도

SPI통신방식으로 입력되는 수자신호는 먼저 MAX1932의 8bit D/A변환기에서 수자－상사변환되며 이때 상사전압출구는 다음의 식에 의하여 결정된다.

$$V_o = d \times \left(\frac{1.25\text{V}}{256} \right) + \left(\frac{1.25\text{V}}{256} \right) \tag{1}$$

여기서 d 는 8bit수자자료이다.

이 변환된 상사신호는 외부귀환회로를 거쳐 다시 MAX1932에 입력되여 출구전압안정에 리용된다.

역편의전압구동부는 NMOS마당효과소자와 선륜, 고주파2극소자, 편의조종 및 전류수감용저항, 려파기들로 구성되여있다. 출구전압범위는 이 요소들의 배치와 특성값들에 의하여 결정된다.

그림 1의 전류수감저항 R_1과 출구전압범위설정을 위한 편의저항 R_5, R_6, R_8은 다음의 식들에 의하여 결정하였다.

$$R_1 = \frac{2\text{V}}{I_\text{L}} \tag{2}$$

$$R_6 \geq \frac{1.25\text{V}}{50\mu\text{A}} \tag{3}$$

$$R_5 = (V_{\min} - V_{\max})\frac{R_6}{1.25\text{V}} \tag{4}$$

$$R_8 = \frac{1.25\text{V} \times R_5}{V_{\min}} \tag{5}$$

여기서 I_L은 출구한계전류, $V_{\min}$은 최소출구전압, $V_{\max}$는 최대출구전압이다.

3. 실험 및 결과분석

출구전압이 60V인 경우 MAX1932의 Gate단자의 PWM파형과 부하전류에 따르는 출구전압의 변화특성을 그림 4와 5에 보여주었다.

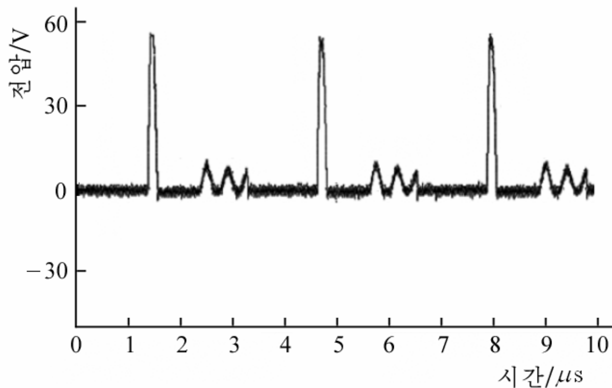


그림 4. MAX1932의 Gate단자의 PWM파형

일반적으로 전류한계저항은 출구려파기로 동작하는데 이 저항의 값에 따라 출구잡음과 맥동이 얼마간 줄어들게 된다. 그러나 역편의전압을 더 안정시키기 위하여서는 그 뒤단에 LC려파기를 더 추가하여야 한다.

MAX1932는 리론적으로 0.5%의 출구정확도를 가지고있다. 그러나 리용한 요소값들의 정확성과 온도 등의 영향으로 하여 전체적인 출구전압의 오차는 커지게 된다. 그러므로 오차를 최대로 줄이기 위하여서는 출구전압에 미치는 모든 영향을 고려하여 요소값들을

잘 선택하는것이 매우 중요하다.

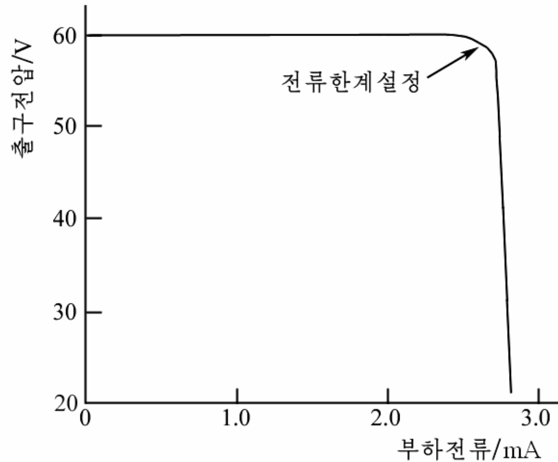


그림 5. 부하전류에 따르는 출구전압의 변화특성

론문에서 설계제작한 역편의조종부의 특성을 표에 주었다.

표. 설계제작한 역편의조종부의 특성

출구전압조종범위/V	최대전류/mA	전압조종정밀도/mV	입구전압/V	출구전압요동/mV
5～60	50	220	5	1

설계제작한 역편의조종부를 InGaAs-APD소자(EXT－40N－50)의 역편의조종에 리용하였다. ARDUINO를 리용하여 역편의전압을 10V로부터 200mV간격으로 증가시키면서 측정한 결과 소자의 사태전압은 46.8V이다. 즉 설계제작한 역편의조종부가 소자의 사태전압을 정확히 측정하였을뿐아니라 이 역편의조종부가 자기의 특성으로부터 InGaAs-APD의 안정성을 높이는데서 우월하다는것을 알수 있다.

맺 는 말

MAX1932를 리용하여 InGaAs-APD의 역편의조종을 실현하는 한가지 방법을 제기하고 역편의조종부를 설계제작하였다. 실험을 통하여 설계제작한 역편의조종부의 특성을 밝혔으며 이 방법이 InGaAs-APD의 안정성을 높이는데서 대단히 우월하다는것을 확증하였다.

참 고 문 헌

[1] Xudong Jiang et al.; Journal of Selected Topics in Quantum Electronics, 21, 3, 1, 2015.
[2] A. Tosi et al.; Rev. Sci. Instrum. 83, 1, 104, 2012.
[3] M. D. Eisaman et al.; Rev. Sci. Instrum, 82, 7, 101, 2011.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Study on the Reverse Bias Control of InGaAs Avalanche Photo Diode Using MAX1932

Kim Chun Gun, *Jang Pong Ryol* and *Ji Kum Hyok*

We proposed one method to implement the reverse bias control of InGaAs Avalanche Photo Diode (APD) using MAX1932, designed reverse bias control unit and made experiments.

By experiments, we found its characteristics and verified that this method was an effective one in advancing the stability of InGaAs-APD.

Key words: APD, MAX1932

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

웨블레트변환에 의한 GPR신호에서 목표특징강조의 한가지 방법

유진희, 홍원기

선행연구[1－3]에서는 Canny의 경계강조법을 비롯하여 GPR신호에서의 목표의 특징강조방법들을 제안하였는데 이러한 방법들은 지층과 같이 복잡한 구조에서는 정확도가 떨어지는 결함이 있다. 또한 웨블레트변환을 리용하는 경우에도 토대함수의 제한성으로 하여 경계특징을 보다 뚜렷이 하지 못하는 결함들이 있다.[4, 5]

우리는 웨블레트토대를 새로 구성하고 그에 기초하여 GPR신호에서 목표의 경계특징강조방법을 제기하였으며 그 우월성을 실험을 통하여 확증하였다.

1. 웨블레트변환에 의한 목표의 특징강조

GPR신호는 일정한 형태의 간섭신호에 의해 이지러진 신호이다. 대상물탐지과정은 필요되는 목표신호를 강조하여 검출하고 간섭 및 장애신호들을 제거하는 과정이라고 볼수 있다. 즉 목표와 간섭을 가능한껏 쉽게 또는 자동적으로 탐지하고 분류할수 있는 안정한 체계를 개발하는것이 매우 절실한 요구로 제기되고있다.

많은 응용들에서 간섭신호는 시간에 따라 변하는 환경의 성질로 하여 비정상인 신호로 나타난다.

신호와 간섭의 비정상적인 성질을 연구하기 위하여 웨블레트변환을 리용한다. 그것은 웨블레트변환이 특징추출에 매우 적합하므로 이것을 리용하여 목표신호를 강조하고 간섭신호를 가능한껏 약화시킬수 있기때문이다.

특징강조는 GPR방향신호를 리용한 목표탐지와 분류에서 중요한 역할을 한다.

목표신호의 크기 등 정보들을 리용하여 적합한 특징을 강조해주는 처리를 진행하면 처리된 GPR신호에서 목표신호를 훨씬 더 높은 정확도로 추출할수 있다.

2. 웨블레트토대함수의 구성과 그에 의한 웨블레트변환

$0<\varepsilon\le\pi/3$ 인 실수 ε 에 대하여 척도함수를 다음과 같이 구성한다.(그림 1)

$$\varphi(x)=\begin{cases}\dfrac{1}{\pi}\cdot\dfrac{(-\sin(\pi-\varepsilon)x+2\sin\pi x-\sin(\pi+\varepsilon)x)}{x^3\varepsilon^2}, & x\ne 0\\ 1, & x=0\end{cases}$$

여기로부터 웨블레트토대함수는 다음과 같이 정의한다.(그림 2)

$$\Psi(x)=2\varphi(2x-1)-\varphi\left(x-\frac{1}{2}\right)$$

한편 GPR수신신호는 여러 척도를 가진 웨블레트토대함수들이 이루는 공간에로 사영할수 있다.

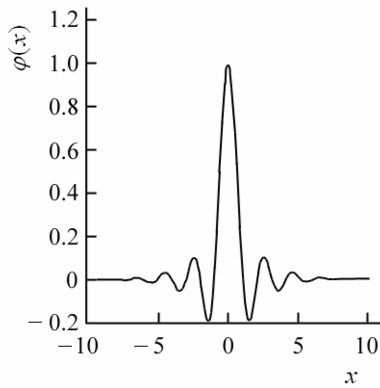


그림 1. 척도함수

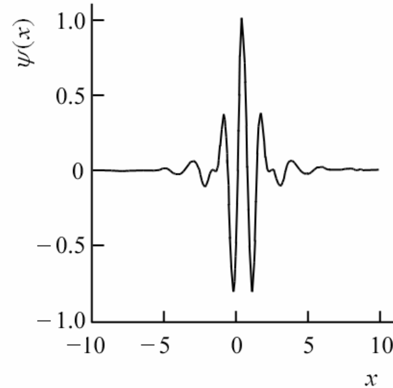


그림 2. 웨블레트토대함수

이때 사영된 N(수평방향회선수)개의 표본을 가진 유한한 에네르기수렬 $x(n)$의 2진 웨블레트변환을 다음과 같이 계산할수 있다.

$$W(j,\ k)=\sum x(n)\psi_{j,k}(n)$$

$$\psi_{j,\ k}(n)=2^{-j/2}\psi(2^{-j}n-k)$$

여기서 $W(j,\ k)$는 $x(n)$의 웨블레트분해결수이며 $\psi_{j,\ k}(n)$은 모웨블레트 ψ를 2^j로 척도변환하고 $2^j k$만큼 시간밀림하여 얻은 값으로서 이것은 다음의 고속실현알고리듬을 리용하여 계산할수 있다.

$$a_{j+1}[k]=\sum_{n=2}^{N-1}h[n-2k]a_j(n)$$

$$d_{j+1}[k]=\sum_{n=0}^{N-1}g[n-2k]a_j(n)$$

여기서 $a_{j+1}[k]$와 $d_{j+1}[k]$는 각각 척도 j에서의 웨블레트근사결수 및 세부결수들이다. 그리고 함수 h와 g는 각각 저역 및 고역통과분해려파기임풀스응답이고 N은 려파기길이이다. 또한 초기 a_0은 원래의 유한길이수렬 $x(n)$과 등가이다.

3. 제안된 웨블레트변환에 기초한 GPR신호의 목표특징강조

우선 GPR신호에 대하여 제안된 웨블레트토대에 의한 웨블레트변환을 진행한다.

다음 웨블레트변환에서 목표특징들을 선택하고 그것에 해당한 웨블레트결수들만 남기고 나머지결수들은 0으로 놓은 다음 웨블레트역변환을 실시하여 신호를 재구성함으로써 목표특징들을 강조한다.

웨블레트려파기는 구체적으로 다음과 같이 구성할수 있다.

목표크기(실례로 10～20cm)에 대하여 GPR신호에 영향을 줄수 있는 수평방향의 회선

개수(실례로 회선가격이 3.5cm일 때 목표가 영향을 줄수 있는 회선개수범위는 3～7)를 선택하는데 이때 최소값과 최대값을 각각 $N_{\min}, N_{\max}$로 표시한다.

다음 척도인자 $j = N_{\min}$부터 $j = N_{\max}$까지의 웨블레트결수들을 구하고 나머지 결수들은 모두 0으로 놓는다.

마지막으로 웨블레트역변환알고리듬을 리용하여 신호를 재구성하여 영상으로 현시한다.

원천신호가 다음과 같을 때 진행한 신호의 재구성실험결과는 표 1과 2와 같다.

주파수: 2, 3, 4(Hz), 진폭: 0.6, 0.5, 0.3(dB), 위상: 0.628 3, 1.047 2, 0.123 4(°)

표 1. SNR가 80dB일 때 신호의 재구성실험결과

	주파수/Hz			진폭/dB			위상/(°)		
EP방법	2.000 1	3.000 5	4.000 1	0.602 7	0.508 4	0.300 8	0.626 1	1.041 3	0.123 6
LP방법	2.0	3.0	4.0	0.6	0.5	0.3	0.628 3	1.047 2	0.123 4
제안된 방법	2.0	3.0	4.0	0.6	0.5	0.3	0.628 3	1.047 2	0.123 4

표 2. SNR가 10dB일 때 신호의 재구성실험결과

	주파수/Hz			진폭/dB			위상(°)		
EP방법	2.8	26.18	43.05	2.36	0.51	0.87	0.728	1.656 1	2.640 6
LP방법	1.998	2.996	4.077	0.638 3	0.563 2	0.351 8	0.661 4	1.116 1	0.043 8
제안된 방법	1.999	2.997	4.006	0.599 6	0.522 2	0.332 6	0.628 3	1.047 2	0.123 4

실험결과에서 보는바와 같이 신호대잡음비가 80, 10dB인 경우 각각 선행한 방법에의한 목표추정방법의 정확도가 10^{-2} 정도일 때 제안된 방법에 의한 목표추정의 정확도가 10^{-4} 이상 높다는것을 알수 있다.

맺 는 말

웨블레트려파기에 기초한 GPR신호의 목표특징강조알고리듬은 지표면으로부터의 간섭에 대하여 안정하며 비교적 좋은 성능을 보여준다. 이 방법은 신경망에 의한 화상처리와 결합하여 목표의 자동탐지도 실현할 가능성을 준다.

론문에서 제기한 방법에 의한 결과는 선행방법에 비하여 웨블레트토대에 의한 경계강조가 보다 높은 정확도의 근사를 실현한다는것을 알수 있다.

참 고 문 헌

[1] M. L. Buursink et al.; Geophysical Journal International, 172, 1, 2011.
[2] J. R. Ernst et al.; Geophysics, 75, 5, 53, 2013.
[3] B. Giroux et al.; Computers & Geosciences, 39, 1080, 2012.
[4] B. Giroux et al.; Computers & Geosciences, 41, 126, 2014.
[5] E. Gloaguen et al.; Journal of Applied Geophysics, 62, 141, 2014.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Emphasising the Character of Target on GPR Signal by Using Wavelet Transformation

Yu Jin Hui, Hong Won Gi

We composed a new wavelet basis and the method of emphasising the character of target on GPR signal with a high precision by our wavelet transformation.

Key words: GPR, wavelet transform, Canny’s method

김일성종합대학학보 정보과학
주체108(2019)년 제65권 제4호

MEMS가속도수감기를 리용한 수영형태평가의 한가지 방법

김혜성, 장봉렬, 지금혁

선수가 훈련을 진행할 때 운동특성을 종합적으로 분석평가하는것은 훈련의 효과성을 높이고 훈련지도를 과학화하는데서 매우 중요하다.

수영선수가 운동을 할 때 수영형태를 평가하는것은 수영속도와 손발젓기회수와 같은 특성파라메터를 결정하는데서 기초적인 문제로 나선다.

론문에서는 MEMS가속도수감부에 의한 3축가속도측정 및 분석에 기초하여 수영선수의 운동형태를 실시간적으로 평가하기 위한 방법을 제기하고 실험적으로 확증하였다.

1. 수영형태와 MEMS가속도수감기의 특성

선수는 수영운동을 진행할 때 일반적으로 머리를 상하좌우로 움직이며 이때 선수의 머리는 가감속운동을 하게 된다.

한편 수영형태에는 일반적으로 자유영, 나비영, 평영, 배영이 있는데 이 4가지 수영에서 팔다리운동은 여러가지 형태로 표현되여 각이한 수영형태를 특징짓는다.

자유영인 경우 두손을 엇바꾸어 저어주며 팔을 세번 저을 때마다 한번씩 호흡을 한다. 숨쉬기할 때 머리를 좌우로 움직이므로 다른 수영들에 비하여 이 방향의 가속도변화가 크다.[2]

나비영에서는 허리와 다리를 류선형으로 움직이며 팔동작 한번에 다리를 두번 젓는 2타법을 쓴다. 나비영에서 팔다리결합운동은 운동방향에 대하여 저항을 제일 적게 주므로 4가지 수영중에서 속도가 제일 빠르다.

평영에서는 다리를 내차는 동작과 다리를 끌어당기는 동작을 일치시켜 물저항을 적게 받게 하는것이 중요한 기술로 된다.

평영에서 다리를 끌어당기는 동작은 몸을 전진시키는데 큰 저항을 주며 따라서 전진방향과 반대인 방향의 가속도가 비교적 크다.

배영은 앞에서 언급한 세가지 수영형태와는 달리 누운자세에서 진행하므로 결과적으로 아래우방향에서의 가속도변화출력이 나머지 수영과 다르게 나타난다.[1]

MEMS가속도수감부는 3축방향의 가속도를 높은 분해능을 가지고 측정할수 있다. MEMS가속도수감부 ADXL345는 측정범위가 $\pm 16\,g$, 측정분해능이 $3.9\mathrm{mg/LSB}$인 고분해능 3축가속도수감소자이다. 여기서 g는 중력가속도이다.

ADXL345는 운동이나 충격으로부터 초래되는 동적가속도뿐아니라 0.1°의 경사변화에 의하여 생기는 정적인 중력가속도도 측정한다. 또한 전원소비가 작으며 크기가 $3\mathrm{mm}\times 5\mathrm{mm}\times 1\mathrm{mm}$ 정도이다.

그림 1에 중력방향에 따르는 MEMS가속도수감부의 가속도출력값을 주었다.

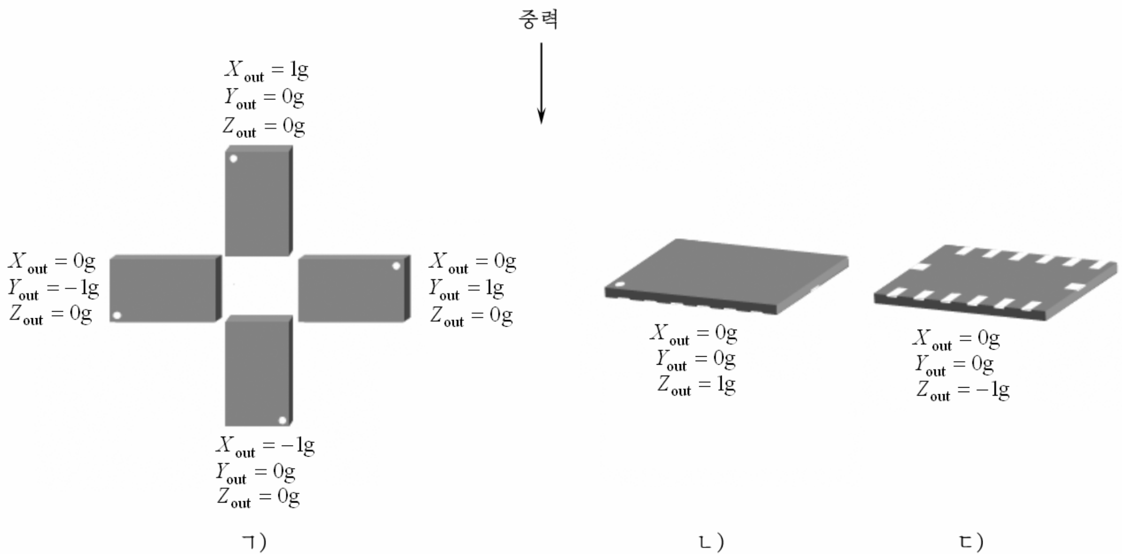


그림 1. 중력방향에 따르는 MEMS가속도수감부의 가속도출력값

이처럼 수영형태에 따라 가속도값은 서로 개별적인 특성을 가지며 이로부터 가속도수감부를 리용하여 수영형태를 결정할수 있다.

2. 가속도측정시험과 결과분석

실험에서는 3축가속도수감부가 내장되여있는 장치를 선수의 머리에 착용시키고 그것의 머리움직임을 통하여 세방향에서의 가속도변화를 실시간적으로 측정하였다. 수감부의 X축은 전진방향에 수직이면서 물면과 평행인 방향, Y축은 수영전진방향과 관련되는 방향, Z축은 물면에 수직인 방향으로 정하였다. 다시말하여 그림 2와 같이 수감부의 위치를 고정하였다.

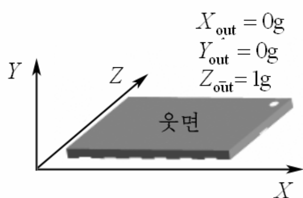


그림 2. 수감부에서 3축 가속도방향

4가지 수영에 대하여 10s동안에 측정한 3축가속도변화의 최대, 최소값을 표에 보여주었다.

표. 10s동안 측정한 3축가속도변화의 최대, 최소값(가속도단위(mg))

	자유영	나비영	평영	배영
전진방향에 수직인 방향(X)	−519, 422	−137, 215	−231, 137	−175, 177
전진방향(Y)	−231, 340	−428, 489	−117, 412	−156, 205
아래우방향(Z)	−310, 314	−270, 484	−209, 451	−331, −125

그림 3에 선수가 자유영을 하였을 때의 가속도변화를 제시하였다. 매 그라프에서 령선을 기준선으로 놓을 때 전진방향에서의 −신호들은 전진방향이고 +신호는 후진방향이며 아래우방향에서의 −신호는 머리를 물우로 솟구칠 때의 신호, +신호는 머리를 물속으로 잠글 때의 신호로 된다.

측정자료의 분석으로부터 4가지 수영형태에서 명백한 차이가 나는것은 배영이다. 배영에서는 장치가 그림 1의 ㄷ)와 같이 놓여있으므로 *Z* 축방향의 가속도는 －값을 가진다.

한편 자유영에서는 나머지 수영들에서보다 *X* 축방향의 가속도변화가 대단히 크다.

그림 4의 ㄱ)에서 보는것처럼 나비영의 특징으로부터 머리를 물속에 잠그는 순간의 전진방향의 가속도가 크게 변하였다.

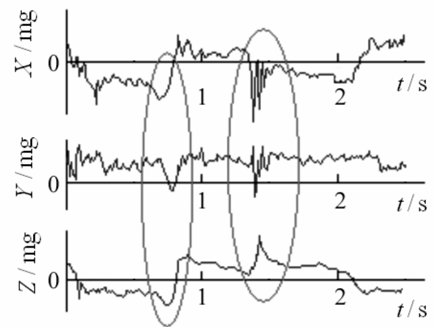


그림 3. 자유영에서 3축방향에 대한 가속도변화

또한 평영에서는 그림 4의 ㄴ)에서 보는바와 같이 머리를 드는 순간에는 다리를 끌어당기므로 이때 *Y* 축의 +신호출력이 나타나며 다음순간인 머리를 잠그는 순간에 *Y* 축의 －신호출력이 나타난다.

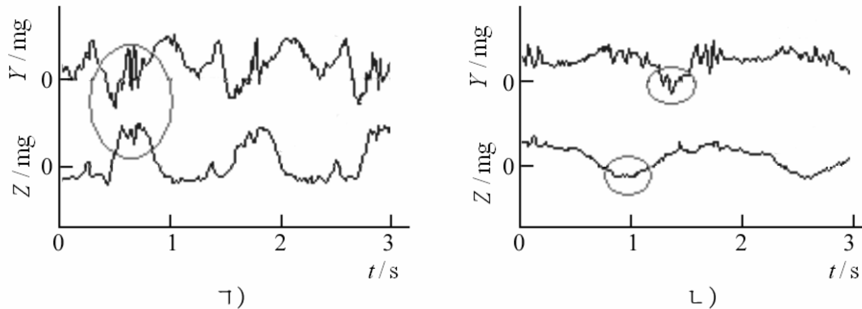


그림 4. 나비영과 평영에서 가속도변화곡선
ㄱ) 나비영에서 가속도변화, ㄴ) 평영에서 가속도변화

우와 같은 분석으로부터 가속도의 변화범위에 따라 수영형태를 결정할수 있다.

X 축방향의 가속도신호에서 ±400 mg이상의 값이 존재하면 자유영이다. 그리고 *Z* 축방향의 가속도신호출력이 련속적으로 －값을 가지면 배영이다.

Z 축신호의 +구간에서 *Y* 축신호의 5개이상의 가속도신호가 －값을 가지면 나비영이다. 이때 －값을 가지는 가속도신호중에 –300 mg이상인 값이 반드시 1개이상 존재한다.

Z 축신호출력이 －일 때 *Y* 축신호가 모두 +신호이고 *Y* 축방향의 신호가 －일 때 *Z* 축신호가 모두 +값을 가지면 평영이다.

맺 는 말

수영선수의 운동특성에 대한 분석과 선수의 머리에 착용한 MEMS가속도수감부의 3축가속도신호를 종합적으로 분석한데 기초하여 배영, 자유영, 나비영, 평영 등 운동형태들을 실시간적으로 평가하는 방법을 제기하고 실험적으로 확증하였다.

참 고 문 헌

[1] U. Jensen et al.; In Proceedings of the 2013 IEEE International Conference on Body Sensor Networks, 5, 6, 2013.
[2] http://www.mdpi.com/journal/sensors, 2016.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method of Evaluating the Stroke by Using MEMS Accelerometer

Kim Hye Song, *Jang Pong Ryol* and *Ji Kum Hyok*

By analyzing the stroke performance and tri-axial acceleration signal of MEMS accelerometer on located on a head, we proved and suggested experimentally the method of evaluating the stroke.

Key words: MEMS accelerometer, stroke performance

향료용해가마의 온도조종체계실현에 대한 연구

구광명, 박상룡

경애하는 최고령도자 **김정은**동지께서는 다음과 같이 말씀하시였다.

《우리는 새 세기 산업혁명을 힘있게 다그쳐 인민경제전반을 현대적기술로 개건하고 모든 부문을 첨단수준에 올려세워야 합니다.》

선행연구들[1, 2]에서는 온도조종체계를 간단히 PID조종으로 실현하였으며 국부적으로 있게 되는 과대한 온도변화를 고려하지 못하였다.

론문에서는 대상의 물리적특성을 고려하여 온도제한조건을 가진 PID조종알고리듬으로 향료용해가마의 온도조종체계를 실현하였으며 그 효과성을 검증하였다.

1. 향료용해가마의 온도조종체계를 위한 수학적해석

향료용해가마의 구조를 그림 1에 제시하였다.

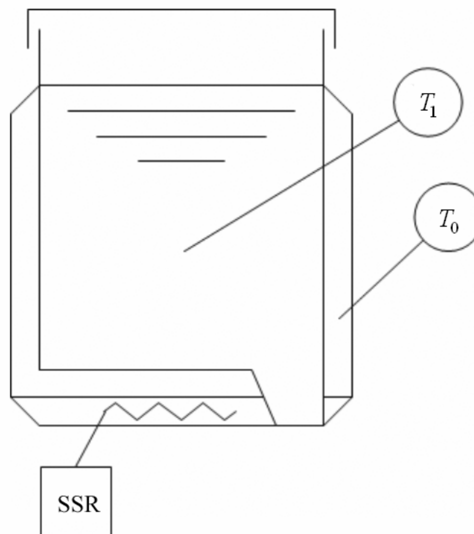


그림 1. 향료용해가마의 구조

그림 1에서 보는바와 같이 향료용해가마는 쟈케트부분의 도열유를 리용하여 간접가열이 진행되도록 되여있다. 도열유는 전열기를 리용하여 가열한다.

전열기는 고체계전기를 리용하여 PWM방식으로 전압을 가하여 조종할수 있게 하였다.

쟈케트의 바깥층에는 보온층이 있어 에네르기손실이 거의 없도록 하였다.

도열유에 가해지는 전기에네르기가 모두 열에네르기로 전환된다고 하면 에네르기보존의 법칙에 의하여 다음의 식이 성립한다.

$$\begin{cases} m_0C_0\dfrac{dT_0}{dt}=q_{전}-q_1-q_{손} \\ q_{전}=UI \end{cases} \tag{1}$$

여기서 m_0C_0은 도열유의 열용량(m_0: 도열유의 질량), $q_{전}$은 전열기의 전기적출력, T_0은 도열유의 온도이다. 그리고 q_1은 단위시간동안에 도열유에서 원료에로 전달되는 열량, $q_{전}$은 단위시간동안에 도열유에 전달되는 전기에네르기이며 $q_{손}$은 외부에로의 열손실로서 다음과 같이 표시된다.

$$q_{손}=\frac{T_0-T_{외}}{R_{외}}$$

이다.

한편 원료의 열용량을 m_1C_1이라고 하고 도열유와 원료사이의 열전달저항을 R_1이라고 하면 에네르기보존의 법칙으로부터 다음의 식이 성립되게 된다.

$$\begin{cases} m_1C_1\dfrac{dT_1}{dt}=q_1 \\ q_1=\dfrac{T_0-T_1}{R_1} \end{cases} \tag{2}$$

식 (1)과 (2)를 정리하면 다음과 같이 된다.

$$\begin{cases} m_0C_0\dfrac{dT_0}{dt}=UI-\dfrac{m_1C_1dT_1}{dt}-\dfrac{T_0-T_{외}}{R_{외}} \\ T_0=T_1+\dfrac{R_1m_1C_1dT_1}{dt} \end{cases} \tag{3}$$

$$R_1m_0C_0m_1C_1\frac{d^2T_0}{dt^2}+(m_0C_0+m_1C_1)\frac{dT_1}{dt}=UI$$

이제 $\tau_0=R_1m_0C_0$(도열유부분의 랭각시정수), $\tau_1=R_1m_1C_1$(원료부분의 가열시정수)라고 하면 웃식은 다음과 같이 된다.

$$\begin{cases} \tau_0\tau_1\dfrac{d^2T_1}{dt^2}+(\tau_0+\tau_1)\dfrac{dT_1}{dt}=R_1\cdot UI \\ T_0=T_1+\tau_1\dfrac{dT_1}{dt} \end{cases} \tag{4}$$

2. 향료가마의 온도조종체계설계

원료로는 향료물질이 리용되므로 국부적인 과열상태를 허용하지 않는다. 또한 조작량의 정값조건으로부터 과조절량이 생기면 설정값으로의 회복이 길어지므로 조종체계를 구성함에 있어서 T_0에 대하여 제한을 주어야 한다.

식 (4)로부터 알수 있는바와 같이 T_0은 T_1로부터 추정할수 있으므로 수감부를 리용하지 않고 그림 2와 같이 조종체계를 구성하여 제한을 주었다.

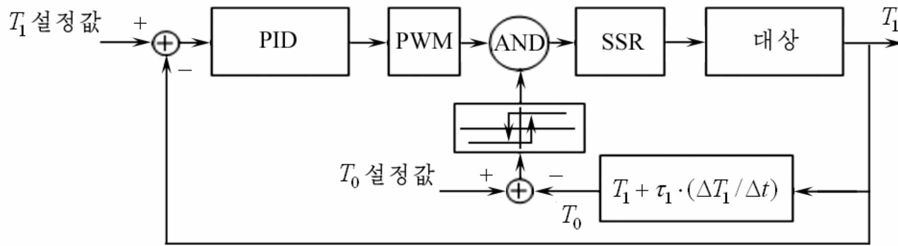


그림 2. T_0에 제한을 준 PID조종체계

일반적으로 전열기에 의한 온도조종체계를 구성하는 경우 대상에 가해지는 조작량은 정값만을 가지므로 반결합조종시 과조절량의 지속시간이 길어지게 되는 결함을 가지게 된다. 이런 경우에 T_0에 대한 제한조종은 더우기 중요하게 제기된다.

따라서 PID조종알고리듬을 다음과 같이 실현한다.

① $e=$설정값$-$현재값

② $\Delta e=e-e_0$

③ $\Delta^2 e=\Delta e-\Delta e_0$

④ $\Delta u=K_P\cdot\Delta e_0+K_I\cdot e+K_D\cdot\Delta^2 e$

⑤ $u=u_0+\Delta u$: PID조종출구

⑥ $e_0=e,\ \Delta e_0=\Delta e,\ u_0=u$

우의 알고리듬에서 Δu에 대하여 제한연산을 줄수도 있다.

PWM부분에서는 조작량 u에 해당한 값으로 폭변조된 임풀스를 내보낸다.

고체계전기에서는 PWM신호에 따라 전열기에 전압을 가해주어 대상에 열에네르기를 전달하게 된다. 이때 차단상태에서는 강제랭각을 하는것이 아니라 자연랭각을 진행하게 되므로 가열시정수와 랭각시정수가 다르게 된다.

3. 조종결과 및 분석

그림 2의 조종체계에 대하여 Matlab에서 모의를 진행한 결과 그림 3, 4와 같은 조종특성을 얻었다.

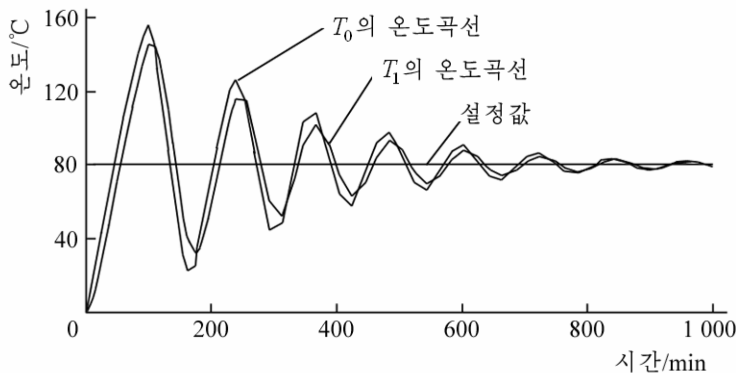


그림 3. T_0의 온도제한조건을 주지 않은 경우 온도조종곡선

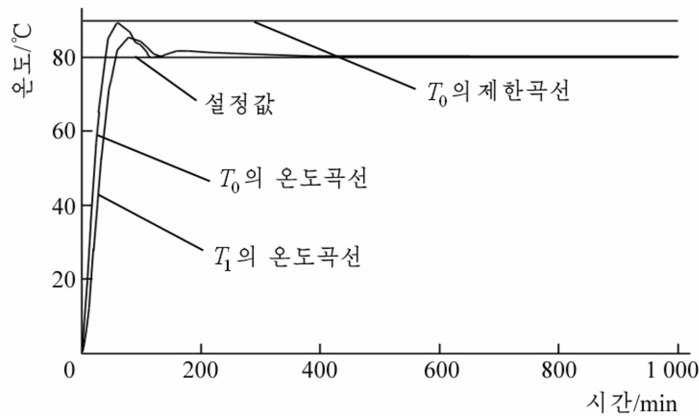


그림 4. T_0의 온도제한을 준 경우 온도조종곡선

결과곡선에서 알수 있는바와 같이 T_0에 대한 제한조종을 진행한 결과 파조절량을 현저히 줄일수 있다는것을 알수 있다.(40%정도)

또한 가열조종에서 정값조건을 만족시키므로 에네르기소비를 30% 줄일수 있다.

이러한 조종방법은 전열에 기초한 온도조종에 대하여 모두 적용할수 있다.

맺 는 말

향로용해가마의 온도조종체계실현에서 제기되는 문제들을 해결하기 위하여 대상의 물리적특성을 고려하는 온도제한조건을 가진 PID조종수법을 설계하고 모의를 통하여 그 효과성을 검증하였다.

참 고 문 헌

[1] O. F. Lutfy et al.; Drying Technology, 33, 10, 1210, 2015.

[2] H. Mansor et al.; Journal of Food Agriculture and Environment, 8, 2, 145, 2010.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

Performance Study of Temperature Control System for Kiln to Dissolve Perfumes

Ku Kwang Myong, Pak Sang Ryong

In this article control method with temperature limitation was designed by considering the physical character of plant and the effectiveness of this controller was demonstrated by computer simulations.

Key words: temperature control, temperature limitation

웨블레트중첩부호생성의 한가지 방법

백리성, 유진희

선행연구[1]에서는 칼만추정을 진행하여 오유를 관측 및 수정하는 방법을 제기하였으며 선행연구[2]에서는 웨블레트부분행렬을 리용하는 방법을 제기하였는데 이러한 방법들은 정확도를 충분히 높이지 못하는 결함이 있다.

론문에서는 웨블레트변환과 교착방법을 결합하여 정확도가 높은 웨블레트중첩부호화방법을 제기하고 그 효과성을 확증하였다.

웨블레트중첩부호는 다중비연산자를 가진 려파기렬에 의하여 생성되며 그 구성도는 그림 1과 같다.

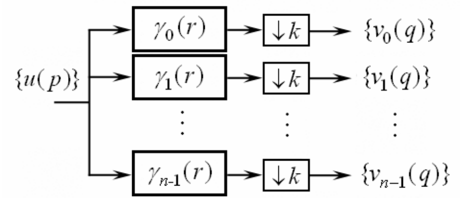


그림 1. 웨블레트중첩부호생성을 위한 구성도

그림 1에서 $\{u(p)\}$는 입력렬이고 $\{\gamma_i(r)\}_{i=0}^{n-1}$은 웨블레트FIR려파기렬이다. 그리고 $\downarrow k$는 아래표본화연산자이다. 그리고 $\{v_i(q)\}_{i=0}^{n-1}$은 출력렬로서 다음과 같이 정의한다.

$$v_i(q)=\sum_{p=-\infty}^{+\infty}u(p)\gamma_i(qk-p),\ \ i=0,\ 1,\ \cdots,\ \ n \tag{1}$$

만일 입력렬 $\{u(p)\}$가 $k\times 1$차원벡토르 u_i로 리산화되여 반무한벡토르

$$u=(u_0^{\mathrm{T}},\ u_1^{\mathrm{T}},\ \cdots,\ u_n^{\mathrm{T}},\ \cdots)^{\mathrm{T}}$$

로 표시된다면 $\underline{v}$는 다음과 같이 표시할수 있다.

$$\underline{v}=G\underline{u}==(\underline{v}_0^{\mathrm{T}},\ \underline{v}_1^{\mathrm{T}},\ \cdots,\ \underline{v}_i^{\mathrm{T}},\ \cdots)^{\mathrm{T}} \tag{2}$$

이때 G의 부분을

$$G_{\mathrm{SEG}}=(G_M G_{M-1}\cdots G_1 G_0)$$

으로 표시하면 $\underline{v}_t$는 다음과 같이 표시할수 있다.$(t>(M-1))$

$$\underline{v}_t=\underline{G}_{\mathrm{SEG}}(\underline{u}_{t-M}\underline{u}_{t-M-1}\cdots\underline{u}_{t-1}\underline{u}_t)^{\mathrm{T}} \tag{3}$$

한편 입력렬과 출력렬, 려파기무게의 Z변환은 다음과 같다.

$$U_b(z)=\sum_{a=-\infty}^{+\infty}z^{-a}u(ak+b),\ b=0,\ 1,\ \cdots,\ k-1 \tag{4}$$

$$V_i(z)=\sum_{q=-\infty}^{+\infty}z^{-q}v_i(q),\ i=0,\ 1,\ \cdots,\ \ n-1 \tag{5}$$

$$G_{rb}(z)=\sum_{c=-\infty}^{+\infty}z^{-c}\gamma_r(ck-b) \tag{6}$$

그러면 입력렬과 출력렬의 Z변환은 다음과 같은 벡토르형식으로 표시된다.

$$V(z)=(V_0(z),\ V_1(z),\ \cdots,\ V_{n-1}(z))^{\mathrm{T}} \tag{7}$$

$$U(z)=(U_0(z),\ U_1(z),\ \cdots,\ U_{k-1}(z))^{\mathrm{T}} \tag{8}$$

이러한 Z 변환으로부터 입출력렬의 항들은 모두 z^{-1} 에 관한 다항식이며 다항식합렬리론을 만족시킨다.

한편 복호화는 부호화와 마찬가지로 려파기렬을 리용하여 얻어지는데 그 구성도는 그림 2와 같다.

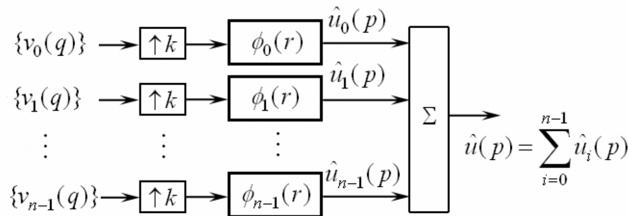


그림 2. 웨블레트중첩부호복호를 위한 구성도

그림 2에서 역변환렬 $\hat{u}(p)$ 는 k 에 따라 분류되고 웃표본화연산과 중첩연산에 의하여 다음과 같이 얻어진다.

$$\hat{u}(p)=\sum_{r=0}^{n-1}\sum_{q=-\infty}^{+\infty}[\phi_r(p-qk)v_r(q)] \tag{9}$$

이에 따라 출구의 Z 변환은 다음과 같이 된다.

$$\hat{U}(z)=d(z)\Phi(z^k)V(z^k) \tag{10}$$

여기서

$$\Phi_{br}(z^k)=\sum_{c=-\infty}^{+\infty}\phi_r(b+ck)z^{-kc}$$

이다.

한편 통신로에는 여러가지 형태의 잡음이 존재하는데 대체로 무리오유가 많이 나타난다.

변환된 웨블레트부호를 통신로를 통하여 순서대로 전송하면 서로 린접한 일정한 크기의 부호렬에 영향을 미치게 되며 따라서 오유가 섞인 부호렬을 복호해낼수 없게 된다. 따라서 무리오유를 극복하기 위하여 교착방법을 리용한다.

교착은 부호렬을 토막화하여 일정한 규칙에 따라 다시 재배렬하는 방법이다.

이때 교착되여 얻어진 기호들은 $\underline{v}^{in}$ 으로 표시한다. 그리고 잡음이 섞여진 벡토르는 $\underline{x}^{in}$ 으로 표시한다.

그러면 $\underline{x}^{in}$ 은 우연오유 혹은 둥그리기오차잡음벡토르 $\underline{w}$ 과 무리오유로 생기는 벡토르 $\underline{t}$ 의 합으로 표시할수 있다.

$$\underline{x}^{in}=\underline{v}^{in}+\underline{w}+\underline{t} \tag{11}$$

만일 무리오유가 프레임한계를 초과하면 관측벡토르는 1개이상의 요소들에 영향을 주게 되며 오유를 검측은 할수 있으나 원래신호를 복원하기 어려울수 있다.

그리하여 교착기의 프레임길이를 합리적으로 정하는것이 중요한 문제로 나선다.

제안한 부호화방법에 대한 Matlab모의결과는 그림 3과 같다.

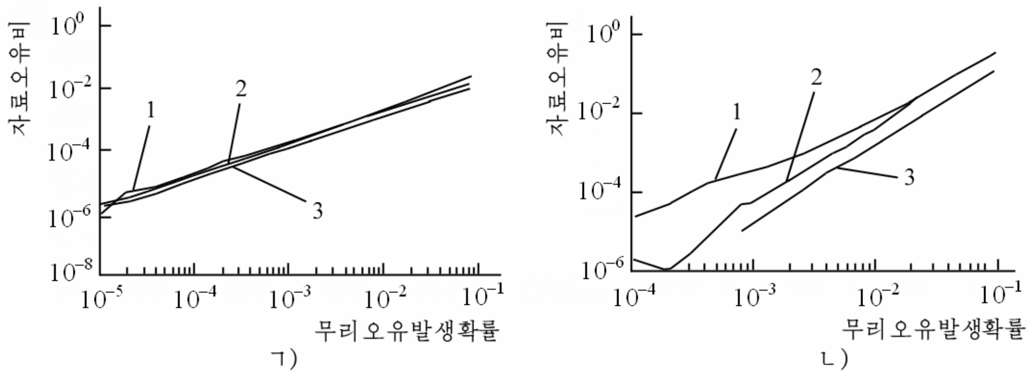


그림 3. 무리오유발생확률에 따르는 자료오유비(1－표본화비가 1/3일 때, 2－표본화비가 5/8일 때, 3－표본화비가 5/7일 때)
ㄱ) 제안한 방법, ㄴ) 선행한 방법

그림 3에서 보는바와 같이 선행한 방법에서는 표본화비에 따르는 곡선들이 안정하지 못하고 오유발생확률이 높으면 자료의 정확성이 떨어진다는것을 알수 있다. 그러나 제안한 방법에서는 표본화비에 따르는 곡선들이 안정하며 선행한 방법에 비하여 오유발생확률이 같은 경우 보다 높은 정확성을 보장한다는것을 알수 있다.

참 고 문 헌

[1] G. Robert Redinbo; IEEE Transactions on Signal Processing, 64, 5, 1216, 2016.

[2] G. Robert Redinbo; IEEE Transactions on Computers, 60, 6, 904, 2011.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method for Wavelet Convolutional Code Generating

Paek Ri Song, Yu Jin Hui

We studied the method of wavelet encoder as error correcting coder for burst error.

By merging wavelet codes with interleaving, the burst errors can be dispersed into one polyphase component of a wavelet code’s representation. Simulation results with several wavelets codes support the effectiveness of these methods.

Key words: wavelet code, interleaving, z-transform

김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제4호

걸음주파수련속파지면투과레이다체계설계의 한가지 방법

변학철, 안웅남

경애하는 최고령도자 **김정은**동지께서는 다음과 같이 말씀하시였다.

《정보기술, 나노기술, 생물공학을 비롯한 핵심기초기술과 새 재료기술, 새 에네르기기술, 우주기술, 핵기술과 같은 중심적이고 견인력이 강한 과학기술분야를 주타격방향으로 정하고 힘을 집중하여야 합니다.》

땅속에 묻혀있는 지뢰, 여러가지 광물들, 지하수, 각종 관류 등의 탐색, 물속 또는 얼음속밑의 지층조사, 콩크리트구조물의 결함탐지(비행장활주로, 도로, 철길로반, 건물) 등에 리용하는 첨단전자장치인 지면투과탐지기의 설계에 대한 여러가지 제안들이 제기되고있다. 선행한 임풀스방식의 지면투과탐지기는 높은 출력을 요구하고 분해능이 높지 못한것으로 하여 걸음주파수련속파방식의 지면투과탐지기가 많이 연구되고있으며 최근에는 임풀스방식과 주파수변조련속파방식, 걸음주파수련속파방식을 결합한 지면투과탐지기방향으로 연구사업이 진행되고있다.[1－3]

론문에서는 걸음주파수련속파방식의 지면투과탐지기체계설계의 한가지 방법을 제기하였다.

1. 지면투과레이다의 체계특성

지면투과레이다의 체계설계를 위해서는 설계하려는 레이다의 기술적성능을 결정하여야 하는데 그러자면 레이다의 측정범위를 결정하여야 한다. 지면투과레이다의 측정범위를 결정하기 위해서는 전체적인 경로손실과 물질에 의한 손실, 분산손실, 목표반사손실(산란손실)이 결정되여야 한다.

대부분의 경우 지면투과레이다에서 목표는 가까운 마당과 프레넬구역에 놓인다. 지면투과레이다의 수신기에서 검출된 신호는 송신기로부터 수신기까지의 전파과정에 여러가지 손실을 입는데 총체적인 손실은 다음의 식에 의하여 결정된다.

$$L_T = L_e + L_m + L_{t1} + L_{t2} + L_s + L_a + L_{sc} \tag{1}$$

여기서 L_e는 안테나효률에서의 손실[dB], L_m은 안테나부정합손실[dB], L_{t1}은 공기로부터 매질까지의 전송손실[dB], L_{t2}는 매질로부터 공기까지의 전송손실[dB], L_s는 안테나분산손실[dB], L_a는 재료에서의 감쇠손실[dB], L_{sc}는 목표에서의 산란손실[dB]로서 이것들은 100MHz의 고정된 주파수에서 평가할수 있다.

일반적으로 손실을 정확히 결정하기 위해서는 넓은 주파수대역에서 고찰하는것이 필요하다.

우리가 설계하려는 지면투과레이다는 라선형미소띠안테나를 리용하는 걸음주파수련속파레이다이며 목표지면으로부터 1m깊이에 있는 평면형경계면을 가진다.

이때 평면형경계면의 측면은 무한하다고 보았다.

이 경우 토양의 첫층에서 $\varepsilon_r = 9$, $\tan\delta = 0.1$, 둘째 층에서는 $\varepsilon_r = 16$, $\tan\delta = 0.1$이며 토양의 첫번째 층의 완전저항은 100MHz에서 125Ω, 둘째 층에서는 89Ω이다.

총체적인 손실을 결정하기 위하여 식 (1)의 개별적인 손실을 고찰하면 다음과 같다.

① 안테나효률손실

미소띠라선형안테나의 경우에 안테나의 손실은 −4dB이다.

② 안테나부정합손실

안테나부정합으로부터 반사로 인한 손실은 대단히 낮은 출력이므로 보통 −1dB로 한다.

③ 송신결합손실

안테나가 물질의 표면에서 동작하는 경우에 안테나로부터 물질까지의 전송손실은 다음의 식에 의해 결정된다.

$$L_{t1} = -20\lg\left(\frac{4Z_m Z_a}{|Z_m + Z_a|^2}\right) \tag{2}$$

여기서 Z_a는 공기의 특성완전저항, Z_m은 물질의 특성완전저항이다.

대부분의 땅에서

$$Z_a = 377\Omega,\ Z_m = 125\Omega$$

이며 $L_{t1} = -2.5\text{dB}$이다. 그리고 되돌이결합손실도 $L_{t2} = -2.5\text{dB}$이다.

④ 분산손실

안테나의 분산손실은 거리의 4제곱에 반비례한다.

$$L_s = -10\lg\left(\frac{G_t A_r \sigma}{(4\pi R^2)^2}\right) = -21\text{dB}$$

⑤ 목표분산손실

재료와 평면이 접촉되는 경우에 경계면의 측면크기와 파부하가 크므로 목표분산손실은 다음과 같이 표시된다.

$$L_{sc} = -20\lg\left(1 - \left|\frac{Z_1 - Z_2}{Z_1 + Z_2}\right|\right) + 21\lg\sigma \tag{3}$$

여기서 Z_1은 재료의 첫층의 특성완전저항, Z_2는 재료의 둘째 층의 특성완전저항, σ는 목표레이다교차단면이다.

첫층과 둘째 층사이의 경계면에서 L_{sc}는 −1.6dB이다. 이때 전파매질이 무한유전체반파장공간과 등가이므로 σ는 0dB로 본다. 이 경우 경계면의 물리적크기와 불규칙성은 작고 목표분산손실 L_{sc}는 매질의 기하학적형태로 하여 커지며 따라서 반사신호는 보다 작아진다.

한편 일부 조건에서 불규칙성의 물리적크기는 공진구조를 만들며 이것은 반사신호의 준위를 크게 하고 목표분산손실을 감소시킨다. 이것은 공진특성과 반사된 웨블레트파의 상대위상을 조사하는것에 의해 공기를 꽉 채운 통과 물을 꽉 채운 통을 구별할수 있게 한다.

⑥ 재료감쇠손실

여러가지 재료에서의 감쇠손실을 표 1에 주었다.

표 1. 여러가지 재료에서 감쇠손실

재료	100MHz에서의 손실/(dB·m^{-1})
습한 진흙	5～300
습한 땅(메흙)	1～60
건조한 모래	0.01～2
얼음	0.1～5
신선한 물	0.1
바다물	100
건조한 콩크리트	0.5～2.5
벽돌	0.3～2.0

⑦ 전체 손실

$Z_1=125\Omega$, $Z_2=89\Omega$인 경계면으로부터의 반사와 감쇠가 2.7dB/m인 재료의 1m깊이로 100MHz의 주파수신호를 전송할 때 나타나는 전체 손실은 다음과 같다.

$$L_T=L_e+L_m+L_{t1}+L_{t2}+L_s+L_a+L_{sc}=$$

$$=-4\text{dB}-1\text{dB}-2.5\text{dB}-2.5\text{dB}-21\text{dB}-5.5\text{dB}-1.6\text{dB}=-38\text{dB}$$

⑧ 전파속도와 유도된 전자기파의 침투깊이

같은 종류의 등방성매질에서 상대전파속도와 유도된 전자기파의 침투깊이는 다음과 같이 계산할수 있다.

$$V_r=\frac{c}{\sqrt{\varepsilon_r}},\ d=V_r\frac{t}{2}$$

여기서 ε_r는 상대유전률, t는 목표로부터 레이다까지의 전파통과시간이다.

주파수가 100MHz일 때 재료에 따르는 전파특성은 표 2와 같다.

표 2. 주파수가 100MHz일 때 재료에 따르는 전파특성

재 료	상대유전률	전파속도/(cm·ns^{-1})	침투깊이/cm
공기	1	30	30
콩크리트	9	10	10
신선한 물	80	3.3	3

여기로부터 걸음주파수련속파지면투과레이다의 기술적특성을 다음과 같이 설정하였다.

대역너비: 100～1 400MHz

주파수분해능: 1kHz이상으로 임의로 설정가능

주파수안정도: 100Hz@1 000MHz

주파수설정시간: 최소 9μs, 1회주사시간: 1s이하

송신출구출력: 20dBm이상

스펙트르순도: －100dBc

동적범위: 60dB

직접파제거깊이: 20dB

2. 지면투과레이다설계

① 체계구성

SFCW레이다에서는 목표에서 반사된 신호의 위상편위로부터 거리정보를 얻어낸다.

송신신호 $E_t e^{-j\omega t}$ 는 일정한 거리에 있는 목표에 의하여 반사되는데 경계면이 복소수반사결수 S를 가지므로 수신된 신호는 다음과 같이 된다.

$$E_r = SE_t e^{j(2\beta d - \omega t)} / d^2 \qquad (4)$$

여기서 β 는 매질속에서의 전파상수이다.

이때 여러개의 목표들이 있다면 반사신호들은 진폭과 위상의 합성신호로 나타나는데 이것을 N개의 계단으로 주파수를 계단화하고 푸리에변환을 진행하면 개별적인 목표들이 식별되며 목표들사이의 거리간격 ΔZ 는 푸리에합렬에 기초하여 다음과 같이 결정된다.

$$\Delta Z = c / (2\Delta f N \sqrt{\varepsilon_r}) \qquad (5)$$

여기서 Δf 는 주파수계단, N은 전체 주파수계단수, ε_r 는 전파매질의 상대유전률, c 는 진공속에서의 빛의 전파속도이다.

매질속에서 계단주파수레이다에 대응하는 비모호성거리범위는 다음과 같이 된다.

$$R_{비} = (N-1)\Delta Z \qquad (6)$$

이러한 분해능과 비모호성거리범위를 보장하기 위한 대역너비는 다음과 같이 된다.

$$B = (N-1)\Delta f \qquad (7)$$

따라서 대역너비의 가장 낮은 주파수는 f_0 이며 가장 높은 주파수는 $f_0 + (N-1)\Delta f$ 로 된다. 우에서 설정한 기술적특성을 고려한 결음주파수련속파레이다의 체계구성도는 그림 1과 같다.

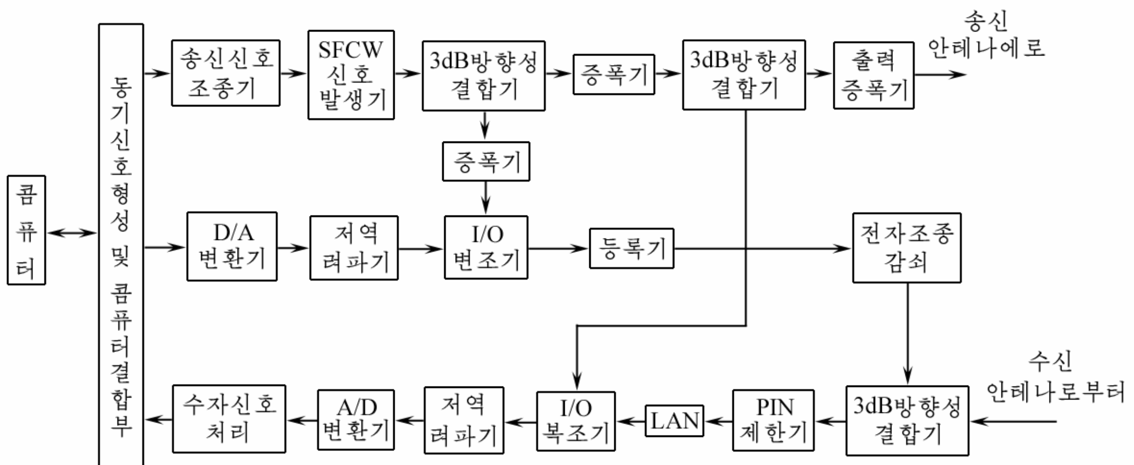


그림 1. 결음주파수련속파레이다의 체계구성도

② 송신기의 설계

결음주파수련속파레이다에서 송신주파수의 설정은 표 3과 같이 한다.

표 3. 송신주파수와 탐측깊이와의 관계

탐측깊이/m	송신주파수/MHz
0.5	1 000
1.0	500
2.0	200
5.0	100
10	50
30	25
50	10

설계하려는 송신기의 기술적특성은 다음과 같다.

변조방식: 계단주파수련속파방식

신호원실현방식: 소수N분주기를 리용한 위상고정고리방식

주파수대역: 100～1 400MHz(웃주파수는 임의로 설정가능)

주파수설정최소걸음: 1kHz(걸음값은 임의로 설정가능)

위상잡음: －100dBc/Hz@10kHz

출구출력: 1W

직접파제거방식: RF단에서 제거

송신기의 구성도는 그림 2와 같다.

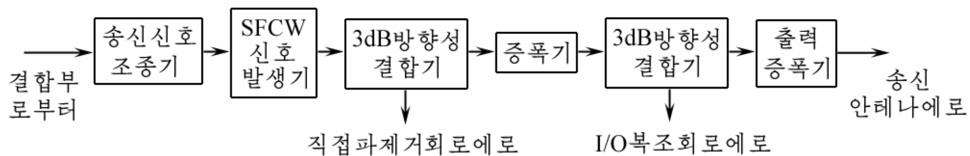


그림 2. 송신기의 구성도

계단주파수발생기는 ADF5355를 리용한다. 이 소자는 광대역고주파신호합성소자로서 소수N분주기를 리용한 위상고정고리주파수합성기와 전압조종발진기를 집적화한 소자이다. 주파수설정은 SCI통신방식으로 진행하며 주파수설정시간을 최소 9μs까지 보장할수 있다. 또한 주파수설정시간을 최소값보다 큰 값으로 임의로 프로그람적으로 설정할수 있으므로 지면투과레이다의 신호원천으로 리용하는데 합리적이다.

송신신호조종기는 신호발생기의 주파수설정시간, 주파수대역, 계단주파수, 주파수걸음값을 임의로 설정하기 위하여 ADF5355의 동작과정을 조종한다.

신호발생기의 뒤에 있는 3dB방향성결합기는 직접파제거를 위한 직교변조기의 기준신호를 얻기 위한것이고 출력증폭기의 앞에 있는 3dB방향성결합기는 수신기의 직교복조기에 필요한 고주파기준신호를 얻기 위한것이다. 3dB방향성결합기는 미소띠선로구조로 실현된다.

③ 수신기의 설계

설계하려는 수신기의 기술적특성은 다음과 같다.

수신기구성방식: 령중간주파수방식

수신기동적대역: 60dB

수신기입구감도: －100dBm

수신기주파수대역: 송신주파수대역과 일치

신호처리방식: 상관신호처리방식과 수자신호처리방식결합

수신기의 구성도는 그림 3과 같다.

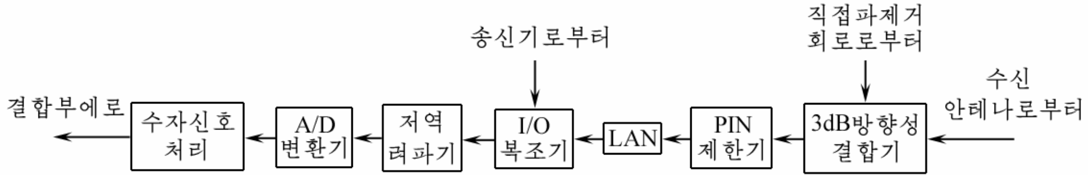


그림 3. 수신기의 구성도

수신기의 입구에 련결된 방향성결합기는 직접파제거회로에서 형성된 제거벡토르신호를 수신통로와 결합하는 기능을 수행한다.

PIN제한기는 초기교정과정에 수신기의 입구로 들어오는 큰 신호로부터 저소음증폭기를 보호하여 수신기의 동적대역을 보장한다.

I/Q복조기는 수신신호로부터 목표정보를 담고있는 유효신호검출을 진행한다. A/D변환기는 수자신호처리를 진행하기 위하여 복조기출구의 상사신호를 수자신호로 변환한다. A/D변환기의 표본화주파수를 필요에 따라 가변할수 있게 한다. 수자신호처리는 장치적인 처리와 프로그람적인 처리를 결합하여 진행한다.

직교복조기로서는 HMC597lp4를 리용한다.

④ 직접파제거회로의 구성

송수신호상결합으로 일어나는 직접파의 제거를 RF단에서 진행한다. 직접파제거회로의 핵심은 광대역직교변조기이다.

송신신호의 일부를 직교변조기에 필요한 기준RF신호로 리용하는데 이 기준신호는 광대역 90°출력분배기에 가해진다.

I/Q통로의 진폭조종은 D/A변환기를 리용하여 실현한다. 직교변조기의 출구신호는 감쇠기를 통과한 후 방향성결합기를 거쳐 수신기의 RF단에 결합되여 직접파의 제거를 실현한다. 교정후 직교변조기는 고정진폭위상이동기로 동작한다.

직접파제거회로의 구성도는 그림 4와 같다.

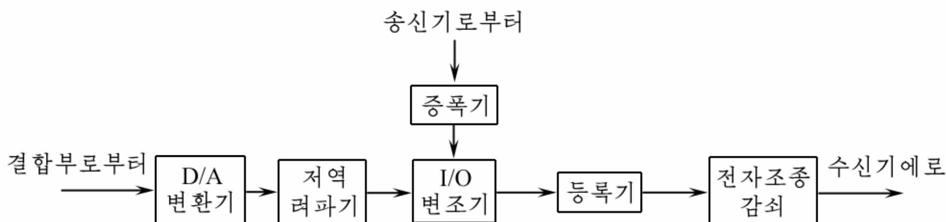


그림 4. 직접파제거회로의 구성도

직접파제거회로는 직교변조기와 전자조종감쇠기를 리용하여 진폭과 위상이 조종되는 직접파제거벡토르신호를 형성한다.

맺 는 말

지면투과레이다신호가 받게 되는 총체적인 손실을 계산하고 선정된 기술적특성에 기초하여 걸음주파수련속파지면투과레이다의 체계를 설계하고 실현하였다.

참 고 문 헌

[1] M. Cherniakov et al.; IEEE Trans. Geosci. Remote Sens., 37, 2, 835, 1999.
[2] D. J. Daniels; Ground Penetrating Radar, John Wiley & Sons, Inc., 120～152, 2004.
[3] L. Fu et al.; IEEE Journal of Selected Topics in Applied Earth Observations and Remote Sensing, 7, 3, 701, 2014.

주체108(2019)년 8월 5일 원고접수

A Method on System Design of SFCW-GPR

Pyon Hak Chol, An Ung Nam

We studied on the computation of the total loss for GPR signal and designed the system of SFCW-GPR with our Technology character.

Key words: GPR, SF

주체108(2019)년 차례묶음

제 1 호

제2호

제3호

제4호

Juche 108(2019)－Arrangement Bundle

Number 1

Number 2

Number 3

Number 4

JOURNAL OF
KIM IL SUNG UNIVERSITY
Information Science

Vol. 65 No. 4
JUCHE 108(2019)
(SN 581)

CONTENTS

Issued by

PUBLISHING HOUSE OF **KIM IL SUNG** UNIVERSITY

김일성종합대학학보 주체108(2019)년 제65권 제4호
정보과학 (루계 제581호)

편 집 위 원 회

낸 곳 **김일성**종합대학출판사
인쇄소 **김일성**종합대학인쇄공장
인쇄 주체108(2019)년 11월 30일 발행 주체108(2019)년 12월 10일

ㄱ－1972373 값 200원

Address: Ryongnam-dong, Ryomyong Street,
Taesong District, Pyongyang
E-mail: ryongnamsan@star-co.net.kp
Fax: 0085-02-381-4410, 0085-02-381-4427

정기간행물번호
제19924호